

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平11-205331

(43) 公開日 平成11年(1999) 7月30日

(51) Int.Cl.⁶ 識別記号

H 0 4 L 12/28

12/46

12/44

H 0 4 Q 3/00

F I

H 0 4 L 11/20

G

H 0 4 Q 3/00

H 0 4 L 11/00

3 1 0 C

3 4 0

審査請求 未請求 請求項の数7 ○L (全 19 頁)

(21) 出願番号 特願平10-6145

(22) 出願日 平成10年(1998) 1月14日

(71) 出願人 000005223

富士通株式会社

神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
1号

(71) 出願人 390024350

株式会社ジャストシステム

徳島県徳島市沖浜東3-46

(72) 発明者 中村 光宏

神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番
1号 富士通株式会社内

(72) 発明者 佐藤 正和

徳島県徳島市沖浜東3-46 株式会社ジャ
ストシステム内

(74) 代理人 弁理士 遠山 勉 (外1名)

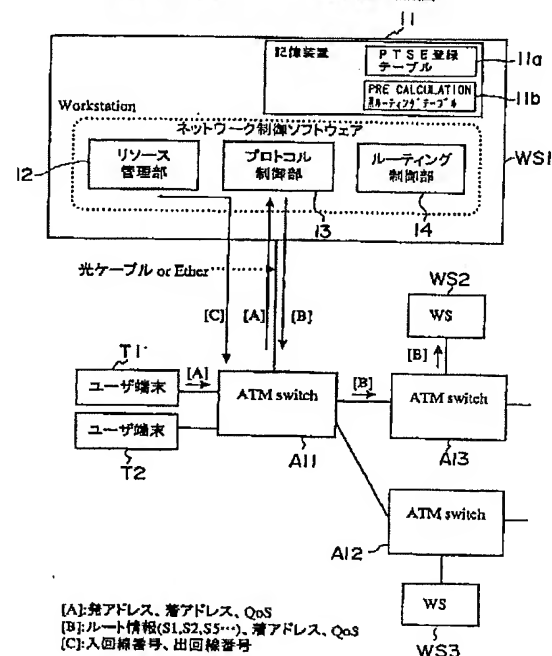
(54) 【発明の名称】 ネットワークの制御装置

(57) 【要約】

【課題】 ルーティング処理の負担軽減を図りルーティン
グをより早く行うことができるネットワークの制御装置
を提供すること。

【解決手段】 制御装置は、起点ノードが属するピアグル
ープと当該ピアグループの上位に該当するピアグループ
とのトポロジー情報を保有し、トポロジー情報に基づい
て、起点ノードから下位ボーダーノードまでのメトリッ
クが最小となる最適ルートをショーテストパスファース
ト処理によって求め、最適ルートのデータとこの最適ル
ートに係るメトリックに前記アップリンクのメトリック
を加算し、起点ノードから当該下位ボーダーノードとア
ップリンクを介して接続された上位ボーダーノードまで
のルートを加算結果を有するリンクと仮定して前記ショ
ーテストパスファースト処理を実行することによって、
この上位ボーダーノードが属するピアグループにおける
前記目的地ノードへ向かう最適ルートを求める。

本実施形態によるネットワークの制御装置の構成図



【特許請求の範囲】

【請求項 1】複数個の論理ノードで夫々構成される複数個のピアグループが階層的に配置され各ピアグループにおける何れかの論理ノードが下位ボーダーノードとして当該ピアグループの上位に該当するピアグループに属する何れかの論理ノードである上位ボーダーノードとアップリンクを介して接続されたプライベートネットワークネットワークインターフェイスをベースとしたネットワークにおいて、最下層に存する何れかのピアグループに属しデータ伝送経路の起点をなす論理ノードたる起点ノードからデータ伝送経路の終点をなす論理ノードたる目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行する制御装置であって、

前記起点ノードが属するピアグループと当該ピアグループの上位に該当するピアグループとのトポロジー情報が格納された記憶装置を有し、

前記記憶装置に格納されたトポロジー情報に基づいて、前記起点ノードからこの起点ノードと同一のピアグループに属する下位ボーダーノードまでのメトリックが最小となる最適ルートをショーテストパスファースト処理を実行することによって求め、

前記最適ルートのデータとこの最適ルートに係るメトリックに前記アップリンクのメトリックを加算し、前記起点ノードから当該下位ボーダーノードとアップリンクを介して接続された上位ボーダーノードまでのルートを前記加算結果を有するリンクと仮定して前記ショーテストパスファースト処理を実行することによって、この上位ボーダーノードが属するピアグループにおける前記目的地ノードへ向かう最適ルートを求めることを特徴とするネットワークの制御装置。

【請求項 2】前記制御装置が、前記目的地ノードと同一のピアグループに属し前記起点ノードと前記目的地ノードとの最適ルートを構成する上位ボーダーノードから前記目的地ノードまでのメトリックが最小となる最適ルートを、前記目的地ノードを起点として前記ショーテストパスファースト処理を実行することによって求めることを特徴とする請求項 1 記載のネットワークの制御装置。

【請求項 3】複数個の論理ノードで夫々構成される複数個のピアグループが 2 階層に配置され下位の各ピアグループにおける何れかの論理ノードが下位ボーダーノードとして当該ピアグループの上位に該当するピアグループに属する何れかの論理ノードである上位ボーダーノードとアップリンクを介して接続されたプライベートネットワークネットワークインターフェイスをベースとしたネットワークにおいて、下位に存する何れかのピアグループに属しデータ伝送経路の起点をなす論理ノードたる起点ノードからその上位に存するピアグループに属しデータ伝送経路の終点をなす論理ノードたる目的地ノードまでの最適ルート決定処理を実行する制御装置であって、前記起点ノードが属するピアグループと当該ピアグルー

プの上位に存するピアグループとのトポロジー情報が格納された記憶装置を有し、

前記記憶装置に格納されたトポロジー情報に基づいて、前記起点ノードからこの起点ノードと同一のピアグループに属する下位ボーダーノードまでの最適ルートをショーテストパスファースト処理を実行することによって求め、

前記目的地ノードと同一のピアグループに属し前記起点ノードと前記目的地ノードとの最適ルートを構成する上位ボーダーノードから前記目的地ノードまでの最適ルートを前記ショーテストパスファースト処理を実行することによって求め、

決定した下位のピアグループにおける最適ルートと上位のピアグループにおける最適ルートに前記下位ボーダーノードと前記上位ボーダーノードとを結ぶアップリンクを加えることによって、前記起点ノードから前記目的地ノードまでの最適ルートを決定することを特徴とするネットワークの制御装置。

【請求項 4】前記制御装置は、前記起点ノードがデータ伝送用のコネクションの設定要求を受信した場合に、前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行することを特徴とする請求項 1 又は 3 記載のネットワークの制御装置。

【請求項 5】前記制御装置が、前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理によって得られた最適ルートデータを予め保有し、

前記起点ノードがデータ伝送用のコネクションの設定要求を受信した場合に、前記制御装置に保有された最適ルートデータに従ってコネクションが設定されることを特徴とする請求項 1 記載のネットワークの制御装置。

【請求項 6】前記制御装置は、前記起点ノードから前記トポロジー情報を受け取るようになっており、このトポロジー情報を受け取った場合に前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行し、この決定処理の結果をもって前記最適ルートデータを更新することを特徴とする請求項 5 記載のネットワークの制御装置。

【請求項 7】前記制御装置は、所定の周期で前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行し、この決定処理の結果をもって前記最適ルートデータを更新することを特徴とする請求項 5 記載のネットワークの制御装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、ATM(Asynchronous Transfer Mode: 非同期転送モード)フォーラムにて規定されている PNNI (Private Network Network Interface specification) をベースとした階層型のネットワークにおいて、データ伝送経路の起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートを決定する制御装置に関す

る。

【0002】

【従来の技術】従来、公衆網では、データの伝送経路の選択処理(ルーティング処理)について、スタティックルーティングと呼ばれるルーティング方式が採用されている。スタティックルーティングは、例えば公衆網の管理者(電話会社等)が公衆網のネットワーク構成とそのトラフィック予測とに基づいてルーティングデータを作成し、公衆網を構成する各スイッチ(ノード)に設定し、各スイッチがこのルーティングデータを用いてルーティン

グ処理を実行するルーティング方式である。

【0003】従って、スタティックルーティングを採用した場合には、公衆網の管理者は、公衆網のネットワーク構成の変更に伴って、ルーティング計算とデータ設定とを再度行う、即ちルーティングデータを再度作成する必要があった。

【0004】一方、分散型のネットワーク(例えば、インターネット等)では、ネットワークの全体を管理する主体が存在しない。このため、上記したスタティックルーティングは適用できない。従って、ネットワークを構成する各ノードが、隣接ノード間でトポロジー情報を周期的に交換し、このトポロジー情報に基づいてルーティング計算を行うルーティング方式が採用されている。このルーティング方式は、ダイナミックルーティングと呼ばれている。ダイナミックルーティングには、コネクションの要求時に逐ルーティング計算が行われるオンデマンドカリキュレーション(on-demand calculation)と、予め全てのノードに対するルーティング計算が行われ、所定時間はそのルーティング計算の結果が使用されるプレカリキュレーション(pre calculation)とがある。

【0005】ダイナミックルーティングを採用した場合には、上記したオンデマンドカリキュレーションとプレカリキュレーションとの何れの方式であっても、ネットワークの規模の拡大(ルーティングの対象となるノード数の増加)に伴って計算量が増加し、ルーティング計算に要する負荷が増大する。このことは、ダイナミックルーティングを採用したネットワークのスケールビリティを抑制する要因の一つとなっていた。

【0006】この問題に対する有効な方法として、ネットワークのトポロジーに階層化の概念を導入し、複数のノードやリンクを一つに集約することでルーティングに要する計算量を削減する試みが提案されている。ここに、プライベートATMネットワークのための仕様としてATMフォーラムで規定されているPNNI(Private Network Network Interface specification)も階層化の概念を導入しており、現時点にて大規模なネットワークに最も適したルーティング仕様と評価されている。

【0007】ところで、ネットワークをグラフとみなし、グラフ上のメトリック(コスト)を最小にするような

ルートを選択するアルゴリズムとして、ダイクストラによって紹介されたショーテストバースファーストアルゴリズム(Shortest Path First Algorithm:以下、「SPF」という)が知られている。SPFは、PNNIに適用可能であり、PNNIの仕様書では、付録(appendix)としてSPFを用いたPNNIルーティングアルゴリズムが紹介されている。

【0008】

【発明が解決しようとする課題】しかしながら、PNNIの階層ネットワークについて、その仕様書に紹介されているSPFを用いたPNNIルーティングアルゴリズムをそのまま用いてデータ伝送経路の出発点から到着点までのルーティング計算を行うと、計算量が多大となってルーティング計算を実行する装置に過度の負荷がかかる。このため、ルーティング処理が遅延し、これによってデータ伝送の遅延等の障害が発生する可能性があった。

【0009】ここで、PNNIの階層ネットワークトポロジーをグラフ論的に考察すると、以下の点で一般のグラフと異なっている。即ち、(1)グラフは複数のノード(交換点)をグループ化したピアグループによって構成され、ピアグループ内グラフとピアグループ間グラフの二重構造を持つ。(2)グループ化の主旨から、ピアグループ内とピアグループ間の密度(ノードとリンクとの比率)に差があると予想される。(3)ルート選択の出発点(起点)であるソースノード(source node)と到着点(目的地)であるデスティネーションノード(destination node)がどのピアグループに属しているか既知である。

【0010】本発明は、上述した点に鑑みなされたものであり、PNNIをベースとしたネットワークにおいて、一般のグラフとの相違点を考慮したデータ伝送経路のルーティング処理を実行することによって、従来と比べてルーティング計算の負荷を軽減し高速なルーティング処理を実現するネットワークの制御装置を提供することを目的とする。

【0011】

【課題を解決するための手段】本発明は、上述した目的を達成するため、以下の構成を採用する。すなわち、請求項1の発明は、複数の論理ノードで夫々構成される複数のピアグループが階層的に配置され各ピアグループにおける何れかの論理ノードが下位ボーダーノードとして当該ピアグループの上位に該当するピアグループに属する何れかの論理ノードである上位ボーダーノードとアップリンクを介して接続されたプライベートネットワークネットワークインターフェイスをベースとしたネットワークにおいて、最下層に存する何れかのピアグループに属しデータ伝送経路の起点をなす論理ノードたる起点ノードからデータ伝送経路の終点をなす論理ノードたる目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行する制御装置である。この制御装置は、前記起点ノードが属

するピアグループと当該ピアグループの上位に該当するピアグループとのトポロジー情報が格納された記憶装置を有し、前記記憶装置に格納されたトポロジー情報に基づいて、前記起点ノードからこの起点ノードと同一のピアグループに属する下位ボーダーノードまでのメトリックが最小となる最適ルートをショーテストパスファースト処理を実行することによって求め、前記最適ルートのデータとこの最適ルートに係るメトリックに前記アップリンクのメトリックを加算し、前記起点ノードから当該下位ボーダーノードとアップリンクを介して接続された上位ボーダーノードまでのルートを前記加算結果を有するリンクと仮定して前記ショーテストパスファースト処理を実行することによって、この上位ボーダーノードが属するピアグループにおける前記目的地ノードへ向かう最適ルートを求めることを特徴とする。

【0012】請求項1の発明によれば、ネットワークの制御装置が起点ノードからその起点ノードが属するピアグループの上位に該当するピアグループの上位ボーダーノードまでの最適ルートをリンクと仮定するので、下位のピアグループと上位のピアグループとを一つのピアグループとしてグラフに表すことが可能である。そして、この一つと考えられるピアグループについてショーテストパスファースト処理を実行するので、二つのピアグループについてショーテストパスファースト処理を実行する場合に比べて処理負担の軽減を図ることができる。

【0013】請求項2の発明は、請求項1記載の制御装置が、前記目的地ノードと同一のピアグループに属し前記起点ノードと前記目的地ノードとの最適ルートを構成する上位ボーダーノードから前記目的地ノードまでのメトリックが最小となる最適ルートを、前記目的地ノードを起点として前記ショーテストパスファースト処理を実行することによって求めることで特定したものである。

【0014】請求項3の発明は、複数の論理ノードで夫々構成される複数のピアグループが2階層に配置され下位の各ピアグループにおける何れかの論理ノードが下位ボーダーノードとして当該ピアグループの上位に該当するピアグループに属する何れかの論理ノードである上位ボーダーノードとアップリンクを介して接続されたプライベートネットワークネットワークインターフェイスをベースとしたネットワークにおいて、下位に存する何れかのピアグループに属しデータ伝送経路の起点をなす論理ノードたる起点ノードからその上位に存するピアグループに属しデータ伝送経路の終点をなす論理ノードたる目的地ノードまでの最適ルート決定処理を実行する制御装置である。この制御装置は、前記起点ノードが属するピアグループと当該ピアグループの上位に存するピアグループとのトポロジー情報が格納された記憶装置を有し、前記記憶装置に格納されたトポロジー情報に基づいて、前記起点ノードからこの起点ノードと同一のピアグループに属する下位ボーダーノードまでの最適ルート

をショーテストパスファースト処理を実行することによって求め、前記目的地ノードと同一のピアグループに属し前記起点ノードと前記目的地ノードとの最適ルートを構成する上位ボーダーノードから前記目的地ノードまでの最適ルートを前記ショーテストパスファースト処理を実行することによって求め、決定した下位のピアグループにおける最適ルートと上位のピアグループにおける最適ルートに前記下位ボーダーノードと前記上位ボーダーノードとを結ぶアップリンクを加えることによって、前記起点ノードから前記目的地ノードまでの最適ルートを決定することを特徴とする。

【0015】請求項4の発明は、請求項1又は3記載の制御装置が、前記起点ノードがデータ伝送用のコネクションの設定要求を受信した場合に、前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行することで特定したものである。

【0016】請求項5の発明は、請求項1記載の制御装置が、前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理によって得られた最適ルートデータを予め保有し、前記起点ノードがデータ伝送用のコネクションの設定要求を受信した場合に、前記制御装置に保有された最適ルートデータに従ってコネクションが設定されることで特定したものである。

【0017】請求項6の発明は、請求項5記載の制御装置が、前記起点ノードから前記トポロジー情報を受け取るようになっており、このトポロジー情報を受け取った場合に前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行し、この決定処理の結果をもって前記最適ルートデータを更新することで特定したものである。

【0018】請求項7の発明は、請求項5記載の制御装置が、所定の周期で前記起点ノードから目的地ノードまでの最適ルートの決定処理を実行し、この決定処理の結果をもって前記最適ルートデータを更新することで特定したものである。

【0019】

【発明の実施の形態】以下、本発明の実施形態を説明する。

〔PNNI階層ネットワークの構成〕実施形態の説明にあたり、前提としてPNNI階層ネットワーク構成の概要を説明する。このネットワーク構造は、「The ATM Technical Committee "Private Network-Network Specification Interface v1.0" March 1996」に詳細に記載されている。

〈ロジカルノード(logical node)、ピアグループ(peer group)〉図1は、本実施形態によるネットワークシステムの構成図である。図1には、ネットワークシステムの例として、PNNIベースの階層的なトポロジー(網構成)を有するATMネットワークが示されている。このATMネットワークは、11個のATMスイッチ(以

下、「スイッチ」という)A11~A15, A21~A24, B1, B2と、3階層且つ5個のピアグループPG(A1), PG(A2), PG(B), PG(A), PG(AB)とからなる。

【0020】PNNIでは、ATMネットワークを構成する複数のスイッチがピアグループと呼ばれる単位で階層的にグルーピングされる。各ピアグループは、そのレベル(階層)対応のロジカルノード(論理ノード)の集合であり、再起的な階層構造によってPNNIのルーティン

グヒエラルキーを形成する。

【0021】ロジカルノードは、PNNIにおけるルーティングの基本単位(スイッチングポイント)であり、スイッチの抽象表現であるローエストレベルノード(lowest level node)と、下位に存するピアグループの抽象表現であるロジカルグループノード(logical group node)とからなる。

【0022】図1に示す例では、スイッチA11~A15, A21~A24, B1, B2が、上記したローエストレベルノードに相当し、最下層(第3層)のピアグループPG(A1), PG(A2), PG(B)としてグルーピングされている。即ち、スイッチA11~A15によってピアグループPG(A1)が形成され、スイッチA21~A24によってピアグループPG(A2)が形成され、スイッチB1, B2によってピアグループPG(B)が形成されている。

【0023】下層に存する各ピアグループは、その上位に存する任意の階層のピアグループに含まれるロジカルグループノードを構成する。即ち、図1に示す例では、第3層に存するピアグループPG(A1)が、第2層に存するピアグループPG(A)に含まれるロジカルグループノードA1を構成し、ピアグループPG(A2)が、ピアグループPG(A)に含まれるロジカルグループノードA2を構成する。また、第2層に存するピアグループPG(A)が、第1層に存するピアグループPG(AB)のロジカルグループノードを構成する。そして、第3層に存するピアグループPG(B)が、最上層(第1層)に存するピアグループPG(AB)のロジカルグループノードを構成する。

【0024】一つのピアグループを形成する各ロジカルノード(ローエストレベルノード及びロジカルグループノード)は、後述するフラッディング(flooding)によって、当該ピアグループのトポロジーに関して同じビューを持つ。各ロジカルノードはロジカルリンク(logical link)で接続される。各ロジカルリンクは、そのリンクを使用する際に必要となるメトリック(コスト)を有する。メトリックには、例えば、必要帯域等のサービス品質(Quality of Service)や、ネットワークの運用上における制約等が含まれる。

【0025】各ピアグループを形成する複数のロジカルノードのうち、他のピアグループに属するロジカルノ

ードと接続されるロジカルリンクを有するロジカルノードは、ボーダーノード(border node)と呼ばれる。図1に示す例では、例えば、最下層におけるスイッチ(ローエストレベルノード)A14, A15, A21, A22, B1が、ボーダーノードを構成する。

【0026】また、二つのピアグループに跨るロジカルリンクは、下位のピアグループから上位のピアグループへ向かって見た場合には、下位から上位へのアップリンク(uplink)を構成する。図1に示す例では、例えば、スイッチA14とスイッチA22とを接続するロジカルリンクは、ローエストレベルノードA14(下位ボーダーノードに相当)とロジカルグループノードA2(上位ボーダーノードに相当)とを接続するアップリンクを構成する。

【0027】また、各ピアグループを構成するロジカルノードのうち、何れか1つのロジカルノードは、ピアグループリーダ(peer group leader)として選択される。図1に示す例では、例えば、ピアグループPG(A1)のスイッチA13, ピアグループPG(A2)のスイッチA23, ピアグループPG(B)のスイッチB2等が、ピアグループリーダとして選択されている。

【0028】各ピアグループリーダは、当該ピアグループにおけるロジカルノードとして機能するとともに、その上位に存するピアグループのロジカルノードとしても機能する。即ち、例えば、ピアグループPG(A1)のスイッチA13は、ピアグループPG(A)のロジカルグループノードA1として機能し、ピアグループPG(A)のロジカルグループノードA2(スイッチA23)は、ピアグループPG(AB)のロジカルグループノードAとして機能する。

〈トポロジーアグリゲーション(topology aggregation)〉PNNIでは、ネットワークの複雑性を軽減することによって、ネットワーク規模の拡大に伴うルーティング処理の負荷上昇を抑止すべく、トポロジーアグリゲーションと呼ばれる処理が規定されている。トポロジーアグリゲーションとは、上位のピアグループにてその下位のピアグループを抽象化する処理、及び各ピアグループ内のトポロジーを外部(他のピアグループ)に対して隠蔽する処理である。トポロジーアグリゲーションには、リンクアグリゲーション(link aggregation)と、ノードアグリゲーション(node aggregation)とがある。

【0029】リンクアグリゲーションは、下位に存するピアグループのロジカルノードとその上位に存するピアグループ内における同一のロジカルノードとを接続するアップリンクを1つのロジカルリンクに集約する。例えば、図1において、ピアグループPG(A1)とピアグループPG(A2)とを結ぶ二つのロジカルリンク(スイッチA14とスイッチA21とを結ぶロジカルリンク、及びスイッチA15とスイッチA21とを結ぶロジカルリンク)は、ピアグループPG(A)において、ロジカルグ

ループノードA1とロジカルグループノードA2とを結ぶ1つのロジカルリンクに集約される。

【0030】一方、ノードアグリゲーションは、下位のピアグループの構成を集約することによって簡略化する。ノードアグリゲーションには、ピアグループを1つのロジカルノードに集約するシンプルノードリプレゼンテーション(simple node representation)と、コンプレックスノードリプレゼンテーション(complex node representation)とがある。コンプレックスノードリプレゼンテーションは、ピアグループの内部を論理的に示すニ

ュークリアス(nucleus)、ニュークリアスと外部への出入口であるポート(port)との間の論理的なコネクティビティ(connectivity)を示すスポーク(spork)、及びポート間を直接結ぶバイパス(bypass)を用いてピアグループを表現することによって、ピアグループの構成を簡略化する。

【0031】図2は、図1に示したピアグループPG(A1)を、コンプレックスノードリプレゼンテーションによって簡略化した例を示す図である。図2に示すように、スイッチA11~A15がニュークリアスとして表現され、外部と接続されたロジカルリンクを有するスイッチA14、A15がポートとして表現される。そして、各ポートとニュークリアスとの間がスポークで夫々接続され、ポート間がバイパスで接続される。また、コンプレックスノードリプレゼンテーションでは、スポークやバイパスが有するメトリックス(コスト)の集約も行われる。

【0032】ノードアグリゲーションの方式は、各ピアグループ毎に任意に選択されるが、シンプルノードリプレゼンテーションを採用した場合には、当該ピアグループの内部が他のピアグループから認識できない状態となる。このため、当該ピアグループ内での最適ルートが選択されなかったり、ブロックが発生したりする可能性が増える。

〈フラッディング〉フラッディングは、ピアグループ内のトポロジー情報の伝搬メカニズム(機能)である。フラッディングは、以下の処理によって実現される。最初に、ピアグループを構成する各ロジカルノードは、自身と隣接するロジカルノード(隣接ノード)との間でロジカルリンク情報(リンク情報:リンク上のメトリックを含む)を交換する。これは、各ロジカルノードがその隣接ノードとの間で“HELLO”パケットを交換することによって行われる。これによって、各ロジカルノードは、自身と隣接ノードとがどのロジカルリンクによって接続されているかを知ることができる。

【0033】次に、各ロジカルノードは、自身と隣接ノードとを接続するリンク情報の全てを含むメッセージ

“PTSE(PNNI Topology State Element)”を、自身と接続された全ての隣接ノードに対して送出する。各ロジカルノードは、他のロジカルノードから“PTSE”

を受信した場合には、その“PTSE”を送出したロジカルノード以外の隣接ノードに対し、その“PTSE”を送出する。このとき、各ロジカルノードは、同一のロジカルノードに係る“PTSE”を2以上受け取った場合には、後から受信した“PTSE”を廃棄する。この処理が繰り返行われることによって、最終的には、ピアグループ内の全てのロジカルノードが、当該ピアグループに属する全てのロジカルノードについてのリンク情報を取得する。これによって、ピアグループ内の全てのロジカルノードが、当該ピアグループのトポロジー(各ロジカルノードの隣接情報)を把握可能となる。

【0034】次に、各ピアグループにおけるピアグループリーダは、上述したトポロジーアグリゲーション(その方式を問わない)を実行する。これによって、ピアグループリーダは、自身が統括する下位ピアグループのノードリプレゼンテーションを含む上位ピアグループとしての“PTSE”を作成する。そして、ピアグループリーダは、作成した“PTSE”を上位のピアグループを構成する他のロジカルノードに送出する。この上位のピアグループにおける他のロジカルノードは、上位ピアグループにおける“PTSE”を受信した場合には、下位のピアグループにおけるピアグループリーダとして、自身が統括する下位のピアグループにおける他のロジカルノードに当該“PTSE”を与える。

【0035】上述したトポロジーアグリゲーションやフラッディングの結果、最下層に存する各ピアグループのロジカルノードは、自身が属するピアグループの詳細なトポロジー、自身が属するピアグループを含む上位のピアグループのリンクアグリーメントされたトポロジー、上位のピアグループに含まれるロジカルノードのノードアグリーメントされたトポロジー、及び階層間のアップリンクについての各データを保有することが可能となる。

〈パスセクション(path selection)〉データ伝送経路のルーティング手法には、大きく分類してホップバイホップルーティング(hop by hop routing)と、ソースルーティング(source routing)とがある。ホップバイホップルーティングは、ルーティング経路に存する各ノードにおいて独立してルート選択処理を実行する手法である。公衆網は、ループの発生を避けるルーティングデータを作成することが容易である。このため、公衆網には、ホップバイホップルーティングが一般的に用いられる。

【0036】一方、ソースルーティングは、データの出发点となる発側のノード(ソースノード:起点ノード)でエンド(データの着側(送信先)のノード:デスティネーションノード:目的地ノード)までのルートを決断する手法である。PNNIは、ソースルーティングを採用している。但し、PNNIによるネットワークのトポロジーが上述した階層構造を有するため、PNNIでは、ネットワークにおける全ての経路をソースノードが決定する単純なソースルーティングは行わない。

【0037】即ち、ソースノードは、自身が保有するトポロジー情報(上述したフラッディングによって得られたトポロジー情報)に基づき、自ピアグループ内のルートについては詳細に、自身が属する上位のピアグループ内のルートはアグリゲイトされたトポロジー情報の範囲で決定する。そして、他ピアグループにおける詳細なルートは、該当する他ピアグループの入口に存するロジカルノード(ボーダーノード)において決定される。

【0038】PNNIでは、具体的なルートの決定方法は規定しておらず、インプリメントを行う側に委ねる姿勢を採っている。但し、PNNIの仕様書の付録には、自ピアグループ内のロジカルノードと上位のピアグループ内でアグリゲイトされたロジカルノードを対象とし、SPFを実行することによってルートを決定する手法が示されている。

〈SPF(Shortest Pass First algorithm)〉上述したように、ソースルーティングが採用される場合には、ソースノードからデスティネーションノードまでの最適なルートを決定する処理が行われる。この処理において、ルート決定アルゴリズムが実行される。

【0039】ソースルーティングを実行する各ロジカルノード(ソースノード)は、上述したフラッディングによって、自身が属するピアグループ及び上位ピアグループ内のロジカルノードの情報と、各ロジカルリンク及びそのロジカルリンクに関するメトリックの情報とを保有する。さらに、上位ピアグループ内のロジカルグループノードがコンプレックスノードリプレゼンテーションを採用している場合には、そのトポロジー情報とメトリックの情報とを保有する。これらの情報は、各ロジカルノードから定期的に上述したメッセージ“PTSE”が送出されることによって更新される。これらの情報に基づいて、最適なルートが決定される。

【0040】ここに、代表的なルート選択アルゴリズムとして、ダイクストラ(Dijkstra)によって紹介されたSPFがある。このSPFは、以下に説明する手順によって実現される。

【0041】複数のノードのうち、最適ルート(最短ルート)が決定されていないノードの集合が“U”と設定され、既に最適ルートが決定されているノードの集合が“V”と設定される。初期状態では、“V”にはソースノードのみが含まれており、“U”には、その他の全てのノードが含まれる。各ノードは、上述したフラッディングによって、隣接ノードの番号、隣接ノードとの間のメトリックを保有する。また、各ノードは、ソースノードと自身との間のルートとそのディスタンス(当該ルートを選択した場合に要するメトリックの値)とが設定された際には、ソースノード側へ向かって当該ルートを辿った場合における隣接ノードの番号(リバースパス)を保有する。

【0042】次に、“V”に属する各ノードについて、

“U”に属する隣接ノードとの間におけるディスタンスが算出される。ここで求められるディスタンスは、

“V”に属するノードが保有するディスタンス(この“V”に属するノードとソースノードとの間におけるディスタンス)に、この“V”に属するノードと“U”に属する隣接ノードとを結ぶリンク上のメトリックを加えた値である。この値が“U”に属する隣接ノードのディスタンスとして設定される。

【0043】但し、“U”に属する隣接ノードについて既にディスタンスが設定されている場合には、算出されたディスタンスが既設定のディスタンスよりも小さいときにのみ、その“U”に属する隣接ノードのディスタンスが再設定され、リバースパスが変更される。このような処理が“V”に属する全てのノードについて実行される。

【0044】次に、“U”に属するノードのうち、ディスタンスが設定されたものの中からディスタンスが最も小さいノードが選択され、このノードの所属が“V”に変更される。その後、全てのノードの所属が“V”に変更されるまで、上述した処理が繰り返し行われる。

【0045】図3は、上述したSPFによるルート選択処理の例を示す説明図である。図3(a)には、6つのノードn1～n6が示され、ノードn1がソースノードとされ、各ノードn4～n6が夫々デスティネーションノードとされた場合における最適ルートの決定処理が示されている。

【0046】処理がスタートすると、最初に、“V”に属するノードn1と“U”に属する隣接ノードの関係性を有するノードn2及びノードn3について、ディスタンスが夫々算出される。このとき、ノードn1のディスタンスは“0”であるため、ノードn2には、ノードn1のディスタンス“0”にノードn1-ノードn2間のメトリック“3”を加えた“3”がディスタンスとして設定される。同様に、ノードn3には、ディスタンスとして“4”が設定される(図3(b)参照)。

【0047】そして、ノードn1のノード番号がノードn2のリバースパスとして設定される。その後、“U”に属するノードのうち、設定されたディスタンス値が最も小さいノードとしてノードn2が選択され、その所属が“V”に変更される。これによって、ソースノードからノードn2までの最適ルートが“ノードn1→ノードn2”と決定される(図3(c)参照)。

【0048】続いて、“U”に属するノードのうち、“V”に属するノードn1,n2の隣接ノードに該当するノードn3～n5について、ディスタンスが夫々設定される。即ち、ノードn3には、ノードn1のディスタンス“0”にノードn1-ノードn3間のメトリック“4”を加えた“4”がディスタンスとして設定される。また、ノードn4には、ノードn3のディスタンス“3”にノードn3-ノードn4間のメトリック“6”

を加えた“9”がディスタンスとして設定される。また、ノードn5には、ノードn3のディスタンス“3”にノードn3ーノードn5間のメトリック“7”を加えた“10”がディスタンスとして設定される(図3(c)参照)。

【0049】そして、ノードn1のノード番号が、ノードn3のリバースパスとして設定される。その後、ノードn3～n4のうち、ディスタンスが最も小さいノードn3の所属が“V”に変更される。これによって、ソースノードからノードn3までの最適ルートが“ノードn1→ノードn3”と決定される(図3(d)参照)。

【0050】続いて、“U”に属するノードのうち、“V”に属するノードn1～n3の隣接ノードに該当するノードn4～n6について、ディスタンスが夫々設定される。即ち、ノードn3の隣接ノードのディスタンスとして、ノードn4に“9”が設定され、ノードn5に“10”が設定される。次に、ノードn4の隣接ノードのディスタンスとして、ノードn5について“9”が算出され、ノードn6について“6”が算出される。このとき、ノードn5について算出されたディスタンス“9”は、既にノードn5に設定されている“10”より小さいので、ノードn5のディスタンスが“9”に再設定される。そして、ノードn6には、そのまま“6”がディスタンスとして設定される。

【0051】上述したディスタンスの設定に従って、ノードn3のノード番号がノードn4のリバースパスとして設定され、ノードn4のノード番号がノードn5のリバースパスとして再設定され、ノードn4のノード番号がノードn6のリバースパスとして設定される。そして、ノードn4～n6のうち、ディスタンスが最も小さいノードn6の所属が“V”に変更され、ソースノードからデスティネーションノードたるノードn6までの最適ルートが“ノードn1→ノードn4→ノードn6”として決定される(図3(e)参照)。

【0052】その後、同様の処理がノードn5,n6に対して行われ(図3(e)(f)参照)、最終的には、ノードn1～n6の全ての所属が“V”に変更される(図3(g)参照)。これによって、ノードn5のディスタンスが“8”に設定され、ノードn6のノード番号がノードn5のリバースパスとして設定され、ソースノードからデスティネーションノードたるノードn5までの最適ルートが“ノードn1→ノードn3→ノードn6→ノードn5”として決定される。また、ノードn4のディスタンスが“9”に設定され、ノードn2のノード番号がノードn4のリバースパスとして設定され、ソースノードからデスティネーションノードたるノードn4までの最適ルートが“ノードn1→ノードn2→ノードn4”として決定される。

【0053】上述したSPFでは、“U”に属する隣接ノードのディスタンスを算出する処理、及びディスタン

スの最も小さい隣接ノードを選択する処理によって、ディスタンスが小さいノードの順で最適ルートとディスタンスとが決定される。このSPFを上述したプレカリキュレーションに用いる場合には、ピアグループに属する全てのノードについてルーティング計算(最適ルートの決定)が行われる。

【0054】一方、SPFを上述したオンデマンドカリキュレーションに用いる場合には、デスティネーションノードとなるノードへの最適ルートが決定すれば、ルーティング計算を終了する。例えば、図3に示す例において、デスティネーションノードがノードn6である場合には、ノードn6の所属が“V”に変更され、ノードn1からノードn6までの最適ルートが決定された時点で、SPFによる処理が終了する。

【0055】以上の説明が、ATMフォーラムにて規定されたPNNIのネットワーク構造であり、従来技術である。

〔ネットワークの制御装置〕次に、上述したATMネットワークにおける制御装置を説明する。図1に示したATMネットワークにおいて、各スイッチA11～A15,A21～A24,B1,B2には、ATMネットワークのユーザによって使用される端末装置(例えば、パーソナルコンピュータ、ワークステーション、サーバ装置等)、或いは端末装置が集合してなるLAN(Local Area Network)等が接続されている(但し、図1には、スイッチA11に接続された端末装置T1,T2と、スイッチB2に接続された端末装置T3を図示)。そして、端末装置同士の間におけるデータ伝送がATMネットワークを経由して行われる。

【0056】そして、このデータ伝送が円滑に行われるようにすべく、各スイッチA11～A15,A21～A24,B1,B2には、自身に対応するスイッチがソースノードとなった際における最適ルートを決定するワークステーション(コンピュータ：ネットワークの制御装置に相当)が、例えば光ケーブルを介して1:1の関係で接続されている(但し、図1には、スイッチA11に接続されたワークステーションWS1のみを図示)。各ワークステーションは、同じ構成を有しているので、例として、ワークステーションWS1について説明する。

【0057】図4は、図1に示したワークステーションWS1の説明図である。ワークステーションWS1は、図示はしないが、各種の制御プログラム(ソフトウェア)が格納されたROM(Read Only Memory)、ROMに格納された各制御プログラムを実行するCPU、CPUの作業領域をなすRAM(Random Access Memory)、スイッチとの間の通信処理を司る通信インターフェイス、ATMネットワークのトポロジー情報を格納する記憶装置(例えば、RAM、ハードディスク、フロッピーディスク、光磁気ディスク、光ディスク、磁気テープ等)等からなる。

【0058】そして、図示せぬCPUが図示せぬROM

に記録された制御プログラムを実行することによって、図4に示すように、記憶装置11、リソース管理部12、プロトコル制御部13、及びルーティング制御部14を備えた装置として機能する。

【0059】ここに、リソース管理部12は、スイッチA11の空きリソース(回線、スイッチのメモリ容量、帯域等)を管理しており、ルーティング制御部14からのリソース確保要求に対し、当該リソースが確保できるか否かを判定する処理等を行う。プロトコル制御部13は、通信プロトコルを管理しており、スイッチA11から受信したメッセージの解析処理や、そのメッセージに対する応答メッセージの編集処理等を行う。ルーティング制御部14は、プロトコル制御部13に管理されているプロトコルに従って、ATMネットワークのトポロジー情報を記憶装置10に格納する処理、記憶装置10に格納されたトポロジー情報に基づいて最適ルートを決定する処理、及びコネクションの設定要求に係る処理等を行う。

【0060】また、ワークステーションWS1は、管理者による設定に応じて上述したオンデマンドカリキュレーションとプレカリキュレーションを選択して実行可能となっている。さらに、プレカリキュレーションとして、(1)上述したメッセージ“PTSE”を受信した場合に最適ルート決定処理を行う即時型、(2)所定時間が経過する毎に(周期的に)最適ルート決定処理を行う周期型、(3)周期的に最適ルート決定処理を行い、且つ“PTSE”を受信した場合にその“PTSE”に含まれたトポロジー情報(ネットワーク構成等の固定的な情報)を解析し、その内容に変更があるときには直ちに最適ルート決定処理を行い、“PTSE”に含まれた動的な情報(例えば、空き容量等)のみに変更があるときには最適ルート決定処理を行わない折衷型、の何れかのモードを選択可能となっている。

【0061】ワークステーションWS1は、上述した4つのモードのフラグの何れが“ON”となっているかを判定し、“ON”となっているモードに従って最適ルート決定処理を実行する。

【0062】ワークステーションWS1によるコネクション設定処理の概要は、以下の通りである。即ち、例えば端末装置T1から送出されたコネクション設定要求(発アドレス、着アドレス、QOS(サービス品質)を含む)がスイッチA11に受信されたとする。このコネクション設定要求はワークステーションWS1に与えられる。すると、ワークステーションWS1のプロトコル制御部13が、スイッチA11から受信したコネクション設定要求を分析し、発アドレス、着アドレス、及びQOSをルーティング制御部14に与える。

【0063】すると、ルーティング制御部14は、ソースノード(スイッチA11)からデスティネーションノード(着アドレスに対応する端末装置を収容したスイッチ)

までの最適ルートを決定する。このとき、モードがオンデマンドカリキュレーションである場合には、ルーティング制御部14は、記憶装置10のPTSE登録テーブル11aに格納されたトポロジー情報に基づいて、実際にソースノードからデスティネーションノードまでの最適ルートを選択・決定する。

【0064】これに対し、モードがプレカリキュレーションである場合には、記憶装置10のルーティングテーブル11bに格納された複数の最適ルートのデータのうち着アドレスと対応するデスティネーションノードについての最適ルートのデータを検出し、このデータに係る最適ルートを選択・決定する。

【0065】続いて、ルーティング制御部14は、決定された最適ルートに従ってコネクションを設定するに必要なリソースの使用要求をリソース管理部12に与える。すると、リソース管理部12は、使用要求に応じたリソースが確保できるか否かを判定し、確保できる場合には、その旨(“OK”)をルーティング制御部14に返し、そうでない場合には、コネクション設定処理を終了させる。

【0066】続いて、リソース管理部12は、スイッチA11に対し、端末装置T1とスイッチA11との間の回線の接続命令(入回線番号、出回線番号を含む)を送出する。これによって、端末装置T1とスイッチA11とのコネクションが設定される。一方、ルーティング制御部14は、リソース管理部12から“OK”を受け取った場合には、プロトコル制御部14に対し、自身が選択した最適ルートのデータを与える。

【0067】すると、プロトコル制御部14は、自身が管理するプロトコルに従って、コネクション設定要求のメッセージ(最適ルートデータ(A13、A15・・・)、着アドレス、QOSを含む)を編集し、スイッチA11へ向けて送出する。このメッセージは、最適ルートデータに従って、次のスイッチ(ノード:ここでは、スイッチA13)に接続されたワークステーションWS2に与えられる。

【0068】ワークステーションWS2では、最適ルートの決定処理は行われず、メッセージに含まれた最適ルートデータに従って、スイッチA11とスイッチA13との間のコネクションが設定されるとともに、次のスイッチ(ここでは、スイッチA15)に対してコネクション設定要求メッセージが転送される。

【0069】このような動作(処理)がデスティネーションノードに該当するスイッチに至るまで行われ、最終的には、ソースノードからデスティネーションノードまでの間及びデスティネーションノードと着アドレスに対応する端末装置との間のコネクションが設定される。従って、発側の端末装置と着側の端末装置との間で最適ルートを経たコネクション(呼)が確立する。その後、両端末装置間でデータ通信が行われる。

〈トポロジー情報作成処理〉ここで、ワークステーションWS 1が最適ルート決定処理を行うための前提として、ワークステーションWS 1によるATMネットワークのトポロジー情報作成処理について説明する。但し、説明のため、ATMネットワークが、図5に示すように、下位のピアグループPG(X, Y)と上位のピアグループPG(X)を3つのアップリンク(D-H, E-I, F-G)で結んだトポロジーを有しており、図5に示すロジカルノードAが図1に示したスイッチA 11に相当するものとする。

【0070】ワークステーションWS 1は、上述したフラディングによって、他のスイッチから送信された“PTSE”をスイッチAを介して受信する。この“PTSE”が受信された場合には、ルーティング制御部14が、“PTSE”からトポロジー情報(“PTSE”の送信ノード、ピアグループ内の隣接ノード、ピアグループ外の隣接ノードの各データ)を抽出し、記憶装置10内に作成されたPTSE登録テーブル11aに格納する。

【0071】図6は、図5に示したワークステーションWS 1の記憶装置10に作成されたPTSE登録テーブル11aを示す図である。図6に示すように、各送信ノードに係るピアグループ内の隣接ノード又はピアグループ外の隣接ノードのデータが、各送信ノードからのディスタンス(メトリック)とともに格納される。

【0072】なお、各送信ノードからの“PTSE”は、ワークステーションWS 1に非同期で受信される。そして、ワークステーションWS 1では、“PTSE”が受信される毎に、PTSE登録テーブル11aの内容が更新される。

〔最適ルート決定処理〕次に、ワークステーションWS 1による最適ルート決定処理を説明する。ワークステーションWS 1のルーティング制御部14は、最適ルート決定処理の際には、以下に説明する処理を実行する。

〈オンデマンドカリキュレーションの場合〉まず、オンデマンドカリキュレーションにおける最適ルート決定処理を説明する。但し、説明を簡単にするため、例として、図5に示すネットワークについての最適ルート選択処理について説明する。

【0073】図5に示すワークステーションWS 1のルーティング制御部14(図4参照)は、例えばソースノードをロジカルノード(以下、単に「ノード」という)Aとし、デスティネーションノードをノードLとするコネクション設定要求を受け取る。

【0074】すると、ルーティング制御部14は、記憶装置10のPTSE登録テーブル14に格納されたトポロジー情報に基づいて、ノードAを起点ノード(ソースノード)とし、この起点ノードからピアグループPG(X, Y)の各ボーダーノード(ノードD~F)までの各最適ルート及びそのディスタンス(コスト:メトリック)

を、上述したSPFを実行することによって求める。

【0075】続いて、ルーティング制御部14は、ノードAから各ノードD~Fの最適ルート及びそのディスタンスに該当するアップリンクのメトリックを加える。これによって、ノードAからノードGまで、ノードAからノードHまで、及びノードAからノードIまでの最適ルート及びそのディスタンスが求められる。ルーティング制御部14は、求めた最適ルートの中から、最もディスタンスの値が小さいものを選択する。図5に示す例では、ノードAからノードIまでの最適ルートが選択される。

【0076】続いて、ルーティング制御部14は、図7に示すように、デスティネーションノードであるノードLを起点とし、この起点からピアグループPG(X)に属するノードIまでの最適ルート及びそのディスタンスをSPFを実行することによって求める。そして、ルーティング制御部14は、SPFの実行中にノードLからノードIまでの最適ルートが決定された場合には、SPFを終了する。

【0077】そして、ノードAからノードIまでの最適ルートとノードIからノードLまでの最適ルートを結合することによって、ノードAからノードLまでの最適ルートを決定する。図5に示す例では、図8に示すように、“ノードA→ノードC→ノードF→ノードE→ノードI→ノードK→ノードL”のルートが最適ルートとして決定される。以上の処理を、DRC(Dijkstra's algorithm and Reverse Concatenation)と称する。その後、決定された最適ルートに従って、ノードAからノードLまでのコネクションが設定される。

【0078】このように、ルーティング制御部14は、ソースノードから上位ピアグループPG(X)における上位ボーダーノードまでの最適ルート(ノードA→ノードI)を決定することによって、この最適ルートを構成する上位ボーダーノード(図5に示す例ではノードI)を決定する。すると、ルーティング制御部14は、デスティネーションノードたるノードLを起点とし、ノードLからノードIまで最適ルートをSPFを用いて求め、当該最適ルートが決定した時点でSPFを終了する。

【0079】即ち、ルーティング制御部14は、上位ピアグループPG(X)では、ノードAからノードLまでの最適ルートが求められれば、ノードLを起点とした他のノード(ノードG, H, J, K)についての各最適ルートを求めない。従って、ノードAからノードLまでの最適ルートの計算量を減少することができ、高速にノードAからノードLまでの最適ルートを求めることができる。

【0080】また、ルーティング制御部14は、図5に示したノードAからノードLの最適ルート決定に当たり、設定に応じて以下の処理を行う。即ち、ルーティング制御部14は、PTSE登録テーブル11aに格納されたトポロジー情報に基づいて、ノードAを起点ノード

とし、この起点ノードからピアグループPG(X, Y)の各ボーダーノード(ノードD~F)までの各最適ルート及びそのディスタンスを、上述したSPFを実行することによって求める。

【0081】次に、ルーティング制御部14は、PTSE登録テーブル11aに格納されたトポロジー情報に基づいて、決定した各最適ルートのディスタンスに該当するアップリンクのメトリックを加算した値を求める。即ち、ルーティング制御部14は、ノードAからノードDまでの最適ルートのディスタンスにアップリンクD-Hのメトリックを加算した値を求め、ノードAからノードEまでの最適ルートのディスタンスにアップリンクE-Iのメトリックを加算した値を求める。また、ルーティング制御部14は、ノードAからノードF間での最適ルートのディスタンスにアップリンクF-Gのメトリックを加算し、ノードAからノードF間での最適ルートのディスタンスにアップリンクF-Gのメトリックを加算した値を求める。

【0082】次に、ルーティング制御部14は、ノードAからノードGまでの最適ルート、ノードAからノードHまでの最適ルート、ノードAからノードIまでの最適ルートを、上記処理にて求めた値のメトリックを有するリンクと夫々仮定する。これによって、図10に示すように、ピアグループPG(X, Y)とピアグループPG(X)とを一つのピアグループと考えることができる。

【0083】従って、ルーティング制御部14は、図10に示すピアグループについて、ノードAをソースノードとし、ノードLをデスティネーションノードとするSPFを実行する。これによって、ノードAからノードLまで最適ルート及びそのディスタンスが求められる。以上の処理を、DOC(Dijkstra's algorithm and Overriding Concatenation)と称する。

【0084】このDOCによれば、上位ピアグループにおけるルート選択を行う場合に、この上位ピアグループとその下位に存するピアグループとを、簡略化された一つのピアグループと仮定して最適ルートの決定処理を行うので、最適ルート決定に要する計算量を減少することができ、高速にルーティング処理を行うことができる。

【0085】以上の説明は、ピアグループが2階層の場合であるが、ピアグループが3階層以上である場合には、以下の処理が行われる。例えば、図11(a)に示すように、ATMネットワークがピアグループPG(X, Y, X, W), PG(X, Y, Z), PG(X, Y), PG(X)からなる4階層構造を有するものとする。そして、最下層のピアグループPG(X, Y, Z, W)に属するソースノードから最上層のピアグループPG(X)に属するデスティネーションノードまでの最適ルートを求めるものとする。

【0086】この場合には、ルーティング制御部14は、最初に、上記と同様にDOCを実行する。これによ

って、ピアグループPG(X, Y, Z, W)に属するソースノードからピアグループPG(X, Y, Z)の各上位ボーダーノード(下位に存するピアグループとアップリンクを介して接続されたボーダーノード)までのリンクが仮定され(図11(b)参照)、ピアグループPG(X, Y, Z, W)とピアグループPG(X, Y, Z)とが一つのピアグループと考えられる。

【0087】ルーティング制御部14は、この一つと考えられるピアグループについてソースノードを起点としたSPFを実行する。これによって、ソースノードからピアグループPG(X, Y, Z)に属する各下位ボーダーノード(上位ピアグループとアップリンクを介して接続されたボーダーノード)までの最適ルート及びそのディスタンスが求められる(図12(a)参照)。

【0088】上述した処理を図12(a)に示すピアグループPG(X, Y)についても実行すると、図12(b)に示すように、ピアグループPG(X, Y, Z, W), PG(X, Y, Z), PG(X, Y)は、ピアグループPG(X, Y, Z, W)に属するソースノードとピアグループPG(X, Y)に属する二つの下位ボーダーノードからなり、且つ各下位ボーダーノードとソースノードとがここまでの最適ルートのディスタンスを有するリンクで夫々接続された一つのピアグループと考えることができる。即ち、図11(a)に示したATMネットワークを二つのピアグループからなるものと考えることができる。

【0089】そこで、ルーティング制御部14は、この二つのピアグループについて、上述したDRCを実行する。これによって、ソースノードとピアグループPG(X)に属するデスティネーションノードまでの最適ルートが求められる。このように、ピアグループが二つとなるまでDOCを行い、ピアグループが二つとなった場合にDRCを行う処理を“DOC+DRC”と表記する。

【0090】なお、図11(a)に示すピアグループが二つと考えられるようになった場合において、ピアグループPG(X)に対してDOCを実行することによって、ソースノードからデスティネーションノードまでの最適ルートを求めるようになっていても良い。〈プレカリキュレーションの場合〉次に、プレカリキュレーションにおける最適ルート決定処理について説明する。ワークステーションWS1のルーティング制御部14は、“PTSE”を受信した場合(即時型、折衷型)、或いは図示せぬタイマが所定時間を計時した場合(周期型、折衷型)に、最適ルート決定処理を開始する。但し、“PTSE”を受信することで決定処理を開始する場合には、“PTSE”に含まれたトポロジー情報をもってPTSE登録テーブル11aを更新した後に決定処理が開始される。

【0091】プレカリキュレーションの場合には、ルーティング制御部14は、ピアグループの階層数に拘わらず、DOCを用いて最適ルート決定処理を行う。例として、図5に示したネットワークにおいて、ワークステ

10

20

30

40

50

ションWS 1のルーティング制御部14がノードAをソースノードとする最適ルート決定処理を行う場合について説明する。

【0092】最初に、ルーティング制御部14は、ピアグループPG(X, Y)についてノードAを起点とするSPFを実行する。このSPFの実行によって、ノードAから各ノードB～Fまでの最適ルート及びそのディスタンスが求められる。

【0093】次に、ルーティング制御部14は、SPFの実行によって得られたノードAから各ノードB～Fまでの各最適ルート及びディスタンスを、記憶装置10に作成されたプレカリキュレーション用ルーティングテーブル(以下、「ルーティングテーブル」という)11bに夫々格納する(図9参照)。

【0094】次に、ルーティング制御部14は、PTSE登録テーブル11aに格納されたトポロジー情報に基づいて、ノードA-ノードD間、ノードA-ノードE間、及びノードA-ノードF間における各最適ルートのディスタンスに、該当するアップリンクのメトリックを加算した値を求める。

【0095】即ち、ルーティング制御部14は、ノードA-ノードD間における最適ルートのディスタンスにアップリンクD-Hのメトリックを加算した値を求め、ノードA-ノードE間における最適ルートのディスタンスにアップリンクE-Iのメトリックを加算した値を求め、ノードA-ノードF間における最適ルートのディスタンスにアップリンクF-Gのメトリックを加算した値を求める。

【0096】次に、ルーティング制御部14は、ノードAからノードGまでの最適ルート、ノードAからノードHまでの最適ルート、ノードAからノードIまでの最適ルートを、上記処理にて求めた値のメトリックを有するリンクと夫々仮定する。これによって、図10に示すように、ピアグループPG(X, Y)とピアグループPG(X)とが、簡略化された一つのピアグループと擬制される。

【0097】従って、ルーティング制御部14は、図10に示すピアグループについて、ノードAを起点としたSPFを実行する。これによって、ノードAからノードG～Lまで間における各最適ルート及びそのディスタンスが求められる。

【0098】そして、ルーティング制御部14は、上記処理によって求めた最適ルート及びそのディスタンスをルーティングテーブル11bに格納する(図9参照)。これによって、ルーティングテーブル11bには、ノードAをソースノードとした場合における他の全てのノードB～Lへの最適ルートのデータが格納される。

【0099】その後、ワークステーションWS1がノードAをソースノードとする接続の設定要求を受け取った場合には、ルーティング制御部14が、その設

定要求に含まれた着アドレスに基づいてデスティネーションノードを特定し、ルーティングテーブル11bからデスティネーションノードに対応する最適ルートを読み出す。そして、この最適ルートに従って接続が設定される。〔ATMネットワークにおける具体的処理〕次に、図1に示したATMネットワークにおいて、スイッチA11をソースノードとする接続の設定処理を説明する。但し、前提として、ワークステーションWS1の記憶装置10のPTSE登録テーブル11aには、ピアグループPG(A1), PG(A), PG(AB)のトポロジー情報が格納されており、これによって、ピアグループPG(A1)の各スイッチ(ノード)A11～A15は、夫々図13に示すビューを有している。

【0100】まず、モードがオンデマンドカリキュレーションである場合について説明する。例えば、端末装置T1からスイッチA11に対して、データ伝送のための接続設定要求が送出されたとする。この接続設定要求には、例えば、発アドレスである端末装置T1のアドレス、着アドレスである端末装置T3のアドレス、及びQOSが含まれているものとする。

【0101】端末装置T1から送出された接続設定要求は、スイッチA11を介してワークステーションWS1に受信される。すると、ルーティング制御部14が、PTSE登録テーブル13に格納されたトポロジー情報(ピアグループPG(A1), PG(A), PG(AB)のトポロジー情報)に基づいて、最適ルート決定処理を行う。即ち、ルーティング制御部14は、着アドレスに従って、デスティネーションノードをPG(AB)に属するノードBと設定し、ソースノードたるスイッチA11からノードBまでの最適ルートを求める。

【0102】最初に、ルーティング制御部14は、ピアグループPG(A1)について、スイッチA11をソースノードとしてSPFを実行することによって、スイッチA11から下位ボーダーノードであるスイッチA14, A15までの各最適ルート及びそのディスタンスを求める。

【0103】続いて、ルーティング制御部14は、スイッチA11からスイッチA14までの最適ルート及びそのディスタンスにスイッチA14とノードA2(スイッチA23)とを結ぶアップリンクのメトリックを加算することによって、ソースノードたるスイッチA11からノードA2までの最適ルートを求める。

【0104】続いて、ルーティング制御部14は、スイッチA11からスイッチA15までの最適ルート及びそのディスタンスにスイッチA15とノードA2とを結ぶアップリンクのメトリックを加算することによって、ソースノードたるスイッチA11からノードA2までの最適ルートを求める。

【0105】続いて、ルーティング制御部14は、ピアグループPG(A)における最適ルートをPTSE登録テ

10

20

30

40

50

ープル11aの格納内容(トポロジー情報)のみから特定可能か否かを判定する。このとき、ルーティング制御部14は、最適ルートを特定できない場合には、ピアグループPG(A1)とピアグループPG(A)とをまとめたピアグループについてSPFを実行、即ちDOCを実行し、そうでない場合にはDOCを実行しない。

【0106】ここで、図1に示すノードA2は、ピアグループPG(A)にて最適ルートの起点となるノードであり且つ上位ボーダーノードである。この情報は、PTS登録テーブル11aの格納内容より特定可能である。このため、ルーティング制御部14はDOCを実行しない。

【0107】続いて、ルーティング制御部14は、スイッチA11からノードA2までの各最適ルート及びディスタンスにノードA2とノードBとを結ぶアップリンクのメトリックを加算する。これによってスイッチA11からノードBまでの最適ルートが決定される。

【0108】最上層(Top)のピアグループPG(AB)については、起点となるノードBがデスティネーションノードであるので、トポロジー情報から最適ルートを特定可能である。このため、ピアグループPG(AB)内におけるルーティング処理は行われない。但し、ピアグループPG(AB)に多数のノードが属し複雑なトポロジーを形成している場合には、ルーティング制御部14は、上述したDOC又はDRCを実行することによって、ピアグループPG(AB)内のルーティングを行う。

【0109】そして、ルーティング制御部14は、ここまでの処理によって得られた二つの最適ルート(スイッチA14を経るルートとスイッチA15を経るルート)のうち、ディスタンスが小さいものを最適ルートとして選択する。これによって、例えば、“スイッチA11→スイッチA13→スイッチA14→ノードA2→ノードB”のルートが最適ルートとして決定される。

【0110】その後、ワークステーションWS1からは、プロトコル制御部13によって、最適ルートのデータ、着アドレス、及びQOSを含むコネクション設定要求がスイッチA11を経てスイッチA13へ送信される。

【0111】スイッチA13に割り当てられたワークステーションWS2(図4参照)は、最適ルートのデータに従って、コネクション設定要求をスイッチA14に送信する。スイッチA14に接続されたワークステーション(図示せず)は、設定要求に含まれた最適ルートのデータに従って、コネクション設定要求をスイッチA22に送信する。

【0112】スイッチA22に割り当てられたワークステーション(図示せず)は、コネクション設定要求を受け取ると、スイッチA22をソースノードとし、ピアグループPG(A2)のボーダーノードであるスイッチA23をデスティネーションノードとしてSPFを実行する。

これによって、スイッチA22からスイッチA23への最適ルート(例えば、“スイッチA22→スイッチA23”)が決定される。すると、当該ワークステーションは、決定した最適ルートに従って、コネクション設定要求を送信する。即ち、スイッチA23にコネクション設定要求を送信する。

【0113】スイッチA23に割り当てられたワークステーション(図示せず)は、コネクション設定要求を受け取ると、最適ルートデータに従って、コネクション設定要求をスイッチB1に送信する。すると、スイッチB1に割り当てられたワークステーション(図示せず)は、ピアグループPG(B)内にてSPFを実行する。これによって、最適ルートが“スイッチB1→スイッチB2”と決定される。

【0114】その後、コネクション設定要求がスイッチB1からスイッチB2へ送信される。そして、スイッチB2に割り当てられたワークステーション(図示せず)は、設定要求に含まれた着アドレスより、スイッチB2が端末装置T3を収容していると認識し、これに従って、コネクション設定要求を端末装置T3に与える。

【0115】このように、コネクション設定要求がスイッチA11に割り当てられたワークステーションWS1にて決定された最適ルートを経て各スイッチ間を転送される。そして、コネクション設定要求を送受信したスイッチ間でコネクションの設定が行われ、最終的には、端末装置T1と端末装置T3との間で最適ルートを経るコネクションが設定される。

【0116】なお、プレカリキュレーション(即時型、周期型、折衷型の別を問わない)の場合には、ワークステーションWS1がルーティングテーブル11bに格納されたスイッチA11からノードBまでの最適ルートデータを検出し、このデータによるルートを最適ルートとして決定する点のみ異なり、その他の処理はオンデマンドカリキュレーションと同様である。このため、説明を省略する。

〔PNNIのネットワーク階層構造のグラフ論的考察〕ピアグループによって階層化されたネットワークは、ピアグループ内のネットワークは密に、ピアグループ間のネットワークは疎に構成するのが自然であると考えられる。そこで、以下の説明では、ピアグループ内のトポロジーはメッシュ(mesh)、即ちリンク数 $m=O(n^2)$ であり、ピアグループ間のリンク数は $m=O(n)$ で構成されているものと仮定する。また、各階層のPG内のロジカルノード数 n が均等に分布していると仮定する。

【0117】以下、各ピアグループ内のロジカルノード数を n 、階層内のリンク数を m 、階層間のアップリンク数を m_u で示す。ソースノードから見えるネットワーク全体のトポロジーは、 $m=O(n^2)$ の複雑さを持つ各階層のネットワークが、隣接する階層の $m_u=O(n)$ 本のアップリンクで結ばれており、さらに少数の階層に跨る

アップリンクが存在する形態である。

【0118】上記したATMネットワークでは、各アップリンクを下位のピアグループから上位のピアグループへの一方方向のリンクとして扱っている。これは、同一のピアグループ内における2点間のルートは、そのピアグループ内で解決するという制約を設けるためになされたものである。なぜなら、ピアグループは、ノードの管理単位に基づいているので、ピアグループ間を迂回するようなトラフィックは最小となるように制御することが望ましいからである。

【0119】以下、計算のオーダーでは捉えきれないアルゴリズムの計算量を評価するために絶対的な計算量を

$$\begin{aligned}\tau(\text{SPF}, N, P) &= ap^2n^2 \\ \tau(\text{DOC+DRC}, N, P) &= an^2 + (p-2)cmu + a(p-2)(n+1)^2 + an^2 + bmu \\ &= apn^2 + (2ap-4a)n + pcmu - 2cmu + ap - 2a + bmu \\ \tau(\text{DOC}, N, P) &= an^2 + (p-1)cmu + a(p-1)(n+1)^2 \\ &= apn^2 + (2ap-2a)n + ap - a + pcmu - cmu\end{aligned}$$

但し、上記式でのa, b, cは比例定数である。

【0122】ここで、例えば、 $mu = 0.2n$, $b = 4a$, $c = 4a$ と仮定すると、

$$\tau(\text{DOC+DRC}, N, P) = apn^2 + (2.8ap - 4.8a)n + ap - 2a$$

$$\tau(\text{DOC}, N, P) = apn^2 + (2.8ap - 2.8a)n + ap - a$$

従って、 $n = 5$, $p = 5$ のとき、

$$\tau(\text{SPF}, N, P) = 625a$$

$$\tau(\text{DOC+DRC}, N, P) = 174a$$

$$\tau(\text{DOC}, N, P) = 185a$$

となる。これより、DOC+DRCを用いた場合には、その最悪値がSPFを用いて異なるピアグループに属するソースノードとデスティネーションノードとの最適ルートを求めた場合の27.8%となり、DOCを用いた場合には、その最悪値がSPFを用いて異なるピアグループに属するソースノードとデスティネーションノードとの最適ルートを求めた場合の29.6%となる。また、 $n = 10$, $p = 10$ のとき、

$$\tau(\text{SPF}, N, P) = 10000a$$

$$\tau(\text{DOC+DRC}, N, P) = 1240a$$

$$\tau(\text{DOC}, N, P) = 1261a$$

となる。これより、DOC+DRCを用いた場合には、その最悪値がSPFを用いて異なるピアグループに属するソースノードとデスティネーションノードとの最適ルートを求めた場合の最悪値の12.4%となり、DOCを用いた場合には、その最悪値がSPFを用いて異なるピアグループに属するソースノードとデスティネーションノードとの最適ルートを求めた場合の最悪値の12.6%となる。従って、ノード数n及び階層数pが多くなればなるほど、DOC+DRC又はDOCの計算効率が高まる。

【0123】一方、プレカリキュレーションを用いた場合であるが、この場合における $\tau(\text{SPF}, N, P)$, $\tau(\text{DOC}, N, P)$ の各最悪値は、上記した値と同じである。従って、D

$\tau(A, N, P)$ で表す。ここに、“A”はアルゴリズムの種類、“N”は各階層におけるピアグループ内のノード数、“P”はネットワークの階層数を示し、 $\tau(A, N, P)$ はアルゴリズムを用いてN個のノードのP階層のグラフ(ネットワークポロジを平面に展開したもの)に対してルート計算を行った場合の計算時間(最悪値)である。

【0120】P階層のATMネットワーク(図1に示したATMネットワークと異なる)についてオンデマンドカリキュレーションを用いた場合における計算時間(最悪値)は、以下の通りである。

【0121】

OCを用いれば、オンデマンドカリキュレーションとプレカリキュレーションの別を問わず、最適ルートの計算時間を短縮できる。

【0124】なお、本発明は、本考察にて採用した二つの仮定を満たさないPNNIネットワークについて適用可能であるが、ネットワークが二つの仮定を満たす場合に望ましい計算効率が得られる。

【0125】以上説明したように、本実施形態におけるワークステーションWS1(図1, 図4参照)は、ソースノードからデスティネーションノードまでの最適ルートの決定処理(算出処理)にあたり、オンデマンドカリキュレーションの場合には、DRC, DOC, 又はDOC+DRCを用い、プレカリキュレーションの場合にはDOCを用いる。このため、最適ルートの決定処理に要する計算量を減少し、その計算時間を短縮することができる。

【0126】これによって、ワークステーションWS1のCPUに過度の負荷がかかるのを回避できるので、円滑にATMネットワークにおけるルーティング処理を行うことができる。従って、ワークステーションWS1における処理遅延を原因とする障害(データの遅延等)を回避することができ、ATMネットワークにおけるデータ伝送を適正に行うことができる。

【0127】

【発明の効果】本発明によるネットワークの制御装置によれば、従来に比べてルーティング処理に要する時間を短縮できるので、ルーティング処理をより早く行うことができる。このため、ルーティング処理の遅延に基づく障害を排除して、ネットワークにおけるデータ伝送を適正に行うことができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】PNNIによるATMネットワークの構成例を示す図

【図2】トポロジアグリゲーションの説明図

【図3】SPFの説明図

【図4】本実施形態によるネットワークの制御装置の構成図

【図5】最適ルート決定処理の説明図

【図6】図4に示したPTSE登録テーブルの説明図

【図7】最適ルート決定処理の説明図

【図8】最適ルート決定処理の説明図

【図9】ルーティングテーブルの説明図

【図10】最適ルート決定処理の説明図

【図11】最適ルート決定処理の説明図

【図12】最適ルート決定処理の説明図

【図13】コネクション設定処理の説明図

【符号の説明】

A, A1, A2 ロジカルノード

A11~A15 ATMスイッチ(ロジカルノード)

PG ピアグループ

WS1 ワークステーション

10 記憶装置

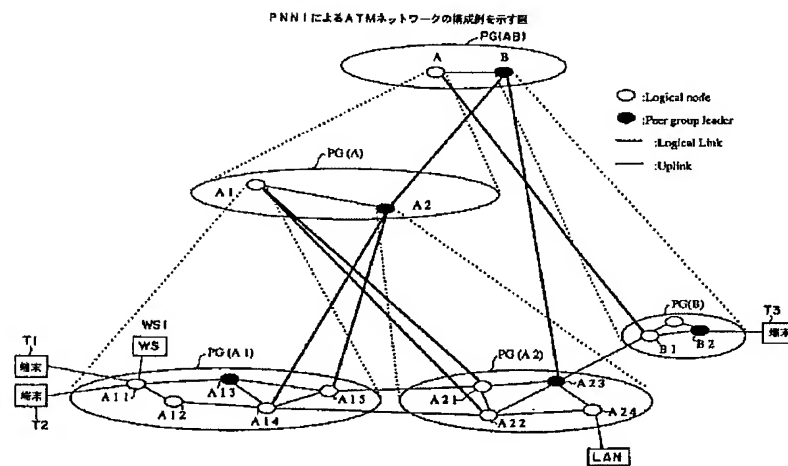
11a PTSE登録テーブル

11b プレカリキュレーション用ルーティングテーブル

10 ル

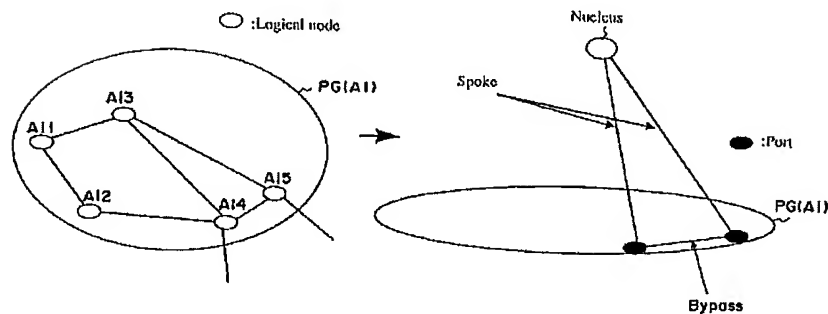
14 ルーティング制御部

【図1】

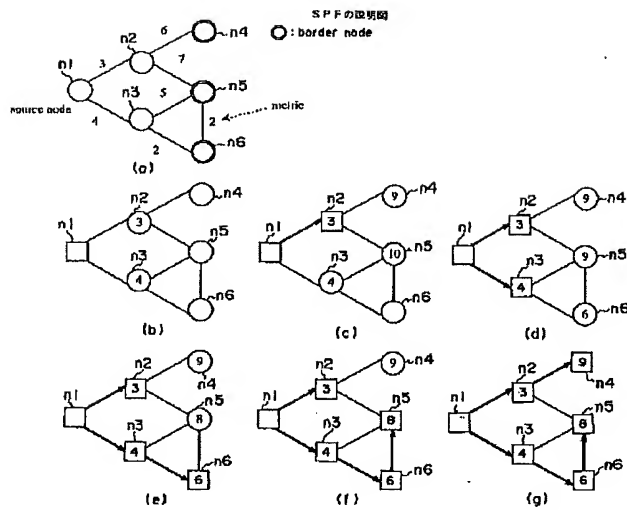


【図2】

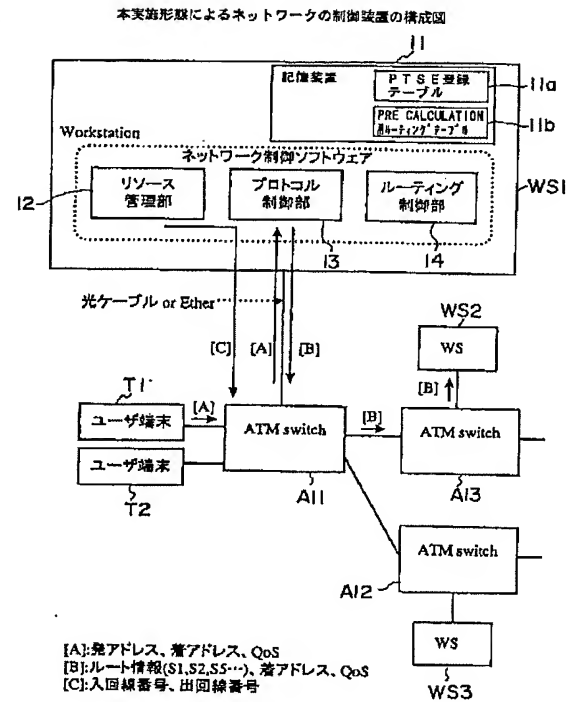
トポロジアグリゲーションの説明図



【図3】

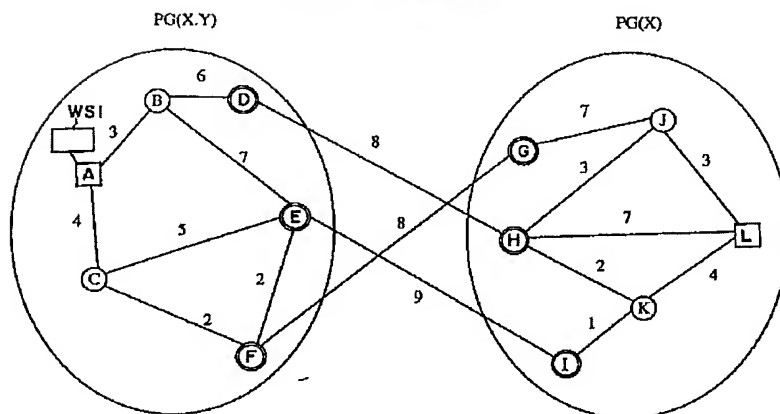


【図4】



【図5】

最速ルート決定処理の説明図

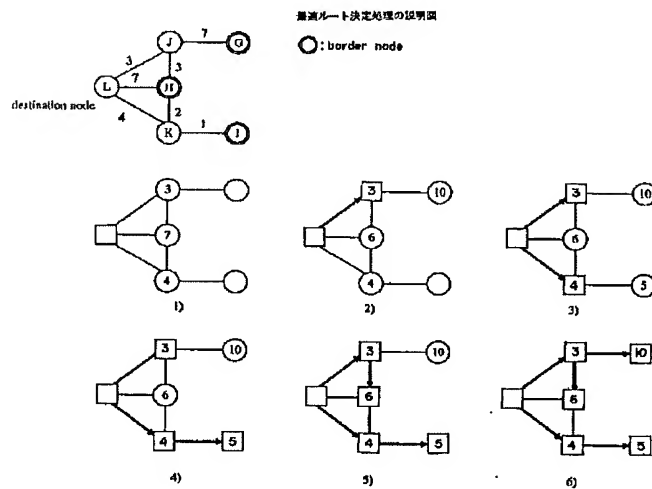


【図6】

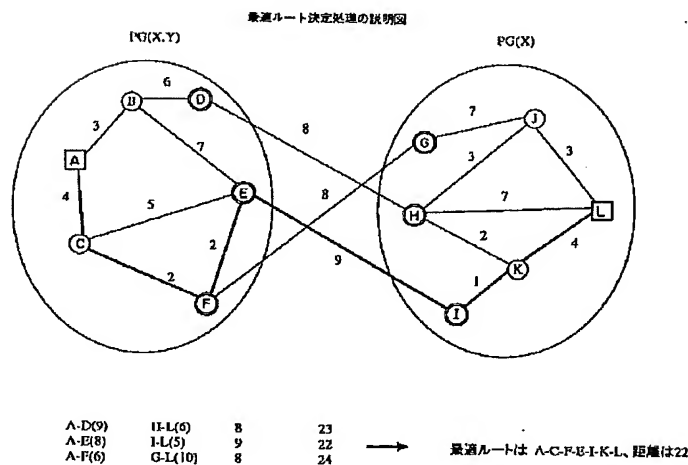
図4に示したPTSE登録テーブルの説明図

PTSE登録テーブル				
送信node	PG内隣接node			PG外隣接node
B	D 6	E 7		
C	A 4	E 5	F 2	
D	B 6			H 8
E	C 5	B 7		I 9
F	C 2	E 2		G 8
G	J 7			F 8
H	J 3	L 7	K 2	D 8
I	K 1			E 9
J	G 7	H 3	L 3	
K	H 2	I 1	L 4	
L	J 3	H 7	K 4	

【図7】



【図8】



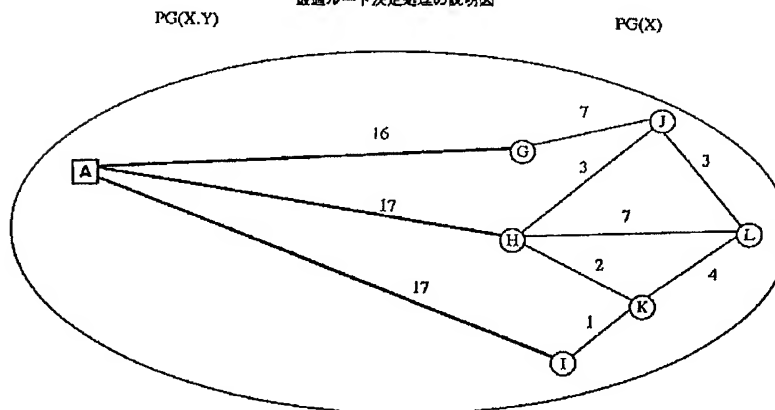
【図 9】

ルーティングテーブルの説明図

pre calculation 用ルーティングテーブル		
destination	cost (distance)	route
B	3	A-B
C	4	A-C
D	9	A-B-D
E	8	A-C-F-E
F	6	A-C-F
G	14	A-C-F-G
H	17	A-B-D-H
I	17	A-C-F-E-I
J	21	A-C-F-G-J
K	18	A-C-F-E-I-K
L	22	A-C-F-E-I-K-L

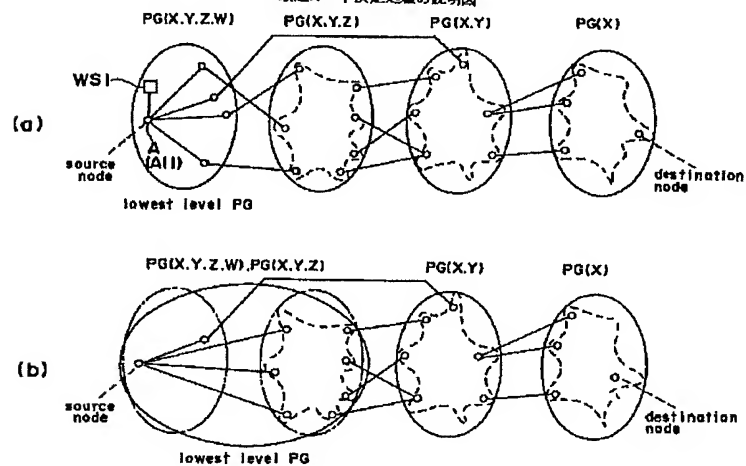
【図 10】

最速ルート決定処理の説明図



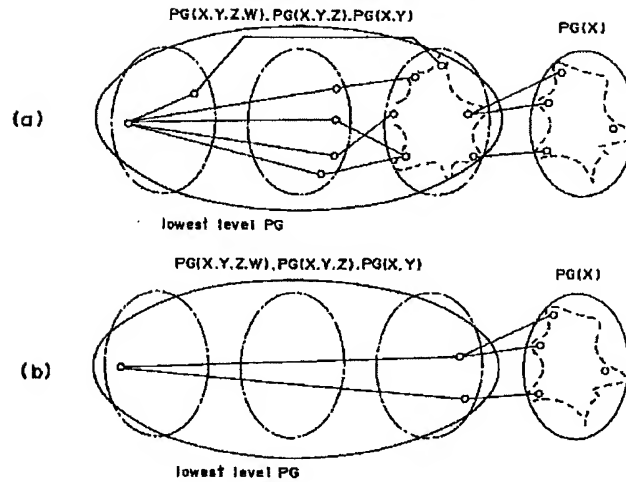
【図 11】

最速ルート決定処理の説明図



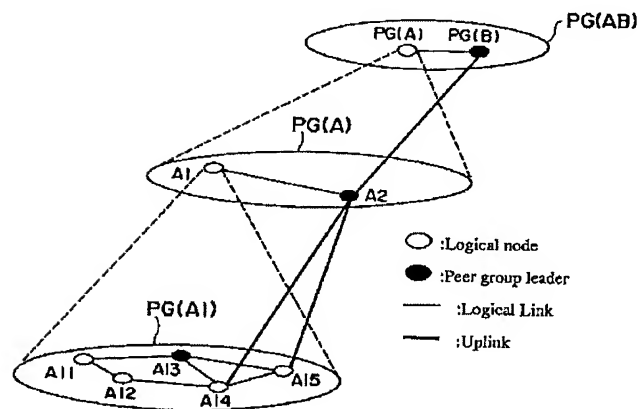
【図12】

最適ルート決定処理の説明図



【図13】

コネクション決定処理の説明図



PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 11-205331

(43)Date of publication of application : 30.07.1999

(51)Int.Cl. H04L 12/28

H04L 12/46

H04L 12/44

H04Q 3/00

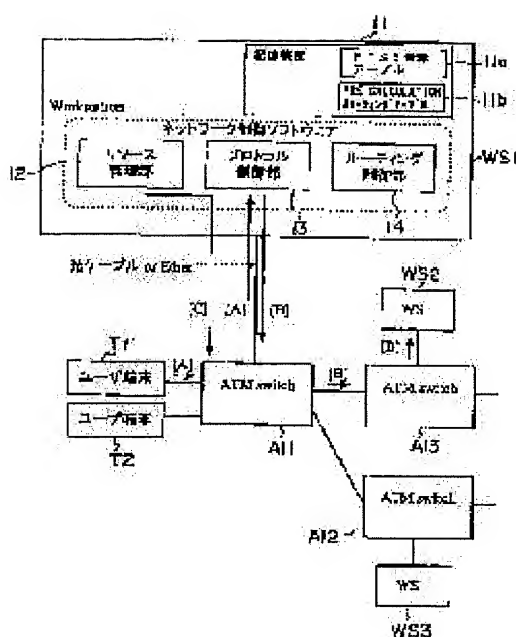
(21)Application number : 10-006145 (71)Applicant : FUJITSU LTD

JUST SYST CORP

(22)Date of filing : 14.01.1998 (72)Inventor : NAKAMURA MITSUHIRO

SATO MASAKAZU

(54) CONTROLLER FOR NETWORK



(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To reduce the loads of routing calculation and to perform a high-speed routing processing by executing the decision processing of an optimum route from the origin node of a data transmission line to a destination node.

SOLUTION: A protocol control part 13 analyzes a received connection setting request and supplies originating and terminating addresses and QOS to a routing control part 14, the optimum route from a source node to the destination node is decided and the request for using a resource is supplied to a resource management part 12. In the case of

being capable of securing the resource there, 'OK' is returned to the routing control part 14 and then, the connection of a terminal equipment T1 and a switch A11 is set. The protocol control part 13 sends out a connection setting request message to the switch A11, supplies it to a work station WS2 and transfers the connection setting request message to the next switch. By repeating such processings and the connection of the optimum route between the terminal equipments is established.

LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against
examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

* NOTICES *

JPO and INPIT are not responsible for any
damages caused by the use of this translation.

1.This document has been translated by computer. So the translation may not reflect
the original precisely.

2.**** shows the word which can not be translated.

3.In the drawings, any words are not translated.

CLAIMS

[Claim(s)]

[Claim 1] Two or more peer groups who consist of two or more logic nodes,
respectively are stationed hierarchical, and which logic node in each peer group as a
low order border node In the network which used as the base the private network
network interface connected through the high order border node and up link belonging
to the peer group applicable to the high order of the peer group concerned which are
which logic node It is the control unit which performs decision processing of the
optimal root to the logic node slack destination node which makes the terminal point
of a data transmission path from the logic node slack origin node which belongs to
which peer group who consists in the lowest layer, and makes the origin of a data
transmission path. It has the storage with which the topology information of the peer
group to whom said origin node belongs, and the peer group applicable to the high
order of the peer group concerned was stored. Based on the topology information
stored in said store, it asks for the optimal root where metric one to the low order
border node which belongs to the same peer group as this origin node from said origin
node serves as min by performing show test pass first processing. It adds metric one
of said up link to metric one concerning the data of said optimal root, and this optimal
root. By performing said show test pass first processing, assuming the root to the high
order border node connected through a low order border node and an up link
concerned from said origin node to be the link which has said addition result The
control unit of the network characterized by asking for the optimal root which goes to

said destination node in the peer group who besides belongs a border node.

[Claim 2] The control unit of the network according to claim 1 characterized by asking for the optimal root where metric one from the high order border node from which said control unit belongs to the same peer group as said destination node, and constitutes the optimal root of said origin node and said destination node to said destination node serves as min by performing said show test pass first processing with said destination node as the starting point.

[Claim 3] Two or more peer groups who consist of two or more logic nodes, respectively are stationed at two hierarchies, and which logic node in each low-ranking peer group as a low order border node In the network which used as the base the private network network interface connected through the high order border node and up link belonging to the peer group applicable to the high order of the peer group concerned which are which logic node It is the control unit which performs optimal root decision processing to the logic node slack destination node which belongs to the peer group who consists in the high order from the logic node slack origin node which belongs to which peer group who consists in low order, and makes the origin of a data transmission path, and makes the terminal point of a data transmission path. It has the storage with which the topology information of the peer group to whom said origin node belongs, and the peer group who consists in the high order of the peer group concerned was stored. Based on the topology information stored in said store, it asks for the optimal root to the low order border node which belongs to the same peer group as this origin node from said origin node by performing show test pass first processing. It asks for the optimal root from the high order border node which belongs to the same peer group as said destination node, and constitutes the optimal root of said origin node and said destination node to said destination node by performing said show test pass first processing. By adding the up link which connects said low order border node and said high order border node to the optimal root in the low-ranking peer group who determined, and the optimal root in the peer group of a high order The control unit of the network characterized by determining the optimal root from said origin node to said destination node.

[Claim 4] Said control device is a control device of the network according to claim 1 or 3 characterized by performing decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node when said origin node receives a setting demand of the connection for data transmission.

[Claim 5] The control unit of the network according to claim 1 characterized by setting up a connection according to the optimal root data held by said control unit

when said control unit holds beforehand the optimal root data obtained by decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node and said origin node receives a setting demand of the connection for data transmission.

[Claim 6] Said control device is a control device of the network according to claim 5 characterized by performing decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node when said topology information is received from said origin node and this topology information is received, and updating said optimal root data with the result of this decision processing.

[Claim 7] Said control unit is a control unit of the network according to claim 5 characterized by performing decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node, and updating said optimal root data with the result of this decision processing with a predetermined period.

DETAILED DESCRIPTION

[Detailed Description of the Invention]

[0001]

[Field of the Invention] This invention relates to the control unit which determines the optimal root from the origin node of a data transmission path to a destination node in the network of the hierarchical type which used as the base PNNI (Private Network Network Interface specification) specified in the ATM (Asynchronous Transfer Mode: Asynchronous Transfer Mode) forum.

[0002]

[Description of the Prior Art] Conventionally, in the public network, the routing method called static routing is adopted about selection processing (routing processing) of the transmission route of data. Static routing creates routing data based on the network configuration and the traffic forecast of a public network, the managers (telephone company etc.) of a public network set it as each switch (node) which constitutes a public network, and each switch is the routing method which performs routing processing using this routing data.

[0003] Therefore, when static routing was adopted, with modification of the network configuration of a public network, the manager of a public network performs routing count and a data setup again, namely, needed to create routing data again.

[0004] On the other hand, the subject who manages the whole network does not exist in distributed process input output equipment networks (for example, Internet etc.).

For this reason, the above-mentioned static routing is inapplicable. Therefore, each node which constitutes a network exchanges topology information periodically between adjacent nodes, and the routing method which performs routing count based on this topology information is adopted. This routing method is called dynamic routing. Routing count to all nodes is beforehand performed in dynamic routing with KARIKYURESHON (on-demand calculation) on demand by which routing count is performed in detail to a connection's demand, and predetermined time has pre-KARIKYURESHON (pre calculation) for which the result of the routing count is used in it.

[0005] When dynamic routing is adopted, even if it is which method with above-mentioned on-demand KARIKYURESHON pre KARIKYURESHON, computational complexity increases with expansion (increment in the number of nodes set as the object of routing) of a network scale, and the load which routing count takes increases. This was set to one of the factors which control the scalability of the network which adopted dynamic routing.

[0006] The concept of hierarchization is introduced into network topology as an effective approach for this problem, and the attempt which reduces the computational complexity which routing takes by collecting two or more nodes and links to one is proposed. PNNI (PrivateNetwork Network Interface specification) specified here by ATM Forum as a specification for a private ATM network has also introduced the concept of hierarchization, and it is estimated as the routing specification for which it was most suitable at present in the large-scale network.

[0007] By the way, it considers that a network is a graph and the show TESUTOPASU first algorithm (it is called "SPF" below Shortest Path First Algorithm:) introduced by Dijkstra is known as an algorithm which chooses the root which makes metric one on a graph (cost) min. SPF can be applied to PNNI and the PNNI routing algorithm which used SPF as an appendix (appendix) is introduced by the specification of PNNI.

[0008]

[Problem(s) to be Solved by the Invention] However, if routing count from the starting point of a data transmission path to an arriving point is performed about the hierarchical network of PNNI, using the PNNI routing algorithm using SPF currently introduced to the specification as it is, too much load will be applied to the equipment with which computational complexity becomes great and performs routing count. For this reason, routing processing may have been delayed and failures, such as delay of data transmission, may have occurred by this.

[0009] Here, if the hierarchy network topology of PNNI is considered in graph theory,

it differs from the general graph in respect of the following. That is, (1) graph is constituted by the peer group who did grouping of two or more nodes (switching point), and has the dual structure of the graph in a peer group, and the graph between peer groups. (2) From the main point of grouping, it is expected that a difference is in the consistency between the inside of a peer group and a peer group (ratio of a node and a link). (3) It is [to which peer group the source node (source node) which is the starting point (origin) of routing, and the destination node (destination node) which is an arriving point (destination) belong and] known.

[0010] This invention is made in view of the point mentioned above, and aims at offering the control unit of the network which mitigates the load of routing count compared with the former, and realizes high-speed routing processing in the network which used PNNI as the base by performing routing processing of the data transmission path in consideration of difference with a general graph.

[0011]

[Means for Solving the Problem] The following configurations are used for this invention in order to attain the purpose mentioned above. Namely, invention of claim 1 Two or more peer groups who consist of two or more logic nodes, respectively are stationed hierarchical, and which logic node in each peer group as a low order border node In the network which used as the base the private network network interface connected through the high order border node and up link belonging to the peer group applicable to the high order of the peer group concerned which are which logic node It is the control unit which performs decision processing of the optimal root to the logic node slack destination node which makes the terminal point of a data transmission path from the logic node slack origin node which belongs to which peer group who consists in the lowest layer, and makes the origin of a data transmission path. This control unit has the storage with which the topology information of the peer group to whom said origin node belongs, and the peer group applicable to the high order of the peer group concerned was stored. Based on the topology information stored in said store, it asks for the optimal root where metric one to the low order border node which belongs to the same peer group as this origin node from said origin node serves as min by performing show test pass first processing. It adds metric one of said up link to metric one concerning the data of said optimal root, and this optimal root. By performing said show test pass first processing, assuming the root to the high order border node connected through a low order border node and an up link concerned from said origin node to be the link which has said addition result It is characterized by asking for the optimal root which goes to said destination node in the peer group who

besides belongs a border node.

[0012] Since a network control unit assumes the optimal root to the high order border node of the peer group applicable to the high order of the peer group to whom the origin node belongs from an origin node to be a link according to invention of claim 1, it is possible to express a low-ranking peer group and the peer group of a high order with a graph as one peer group. And since show test pass first processing is performed about the peer group considered to be this one, compared with the case where show test pass first processing is performed, mitigation of a processing burden can be aimed at about two peer groups.

[0013] Invention of claim 2 pinpoints the optimal root where metric one from the high order border node from which a control unit according to claim 1 belongs to the same peer group as said destination node, and constitutes the optimal root of said origin node and said destination node to said destination node serves as min by asking by performing said show test pass first processing with said destination node as the starting point.

[0014] Invention of claim 3 Two or more peer groups who consist of two or more logic nodes, respectively are stationed at two hierarchies, and which logic node in each low-ranking peer group as a low order border node In the network which used as the base the private network network interface connected through the high order border node and up link belonging to the peer group applicable to the high order of the peer group concerned which are which logic node It is the control unit which performs optimal root decision processing to the logic node slack destination node which belongs to the peer group who consists in the high order from the logic node slack origin node which belongs to which peer group who consists in low order, and makes the origin of a data transmission path, and makes the terminal point of a data transmission path. This control unit has the storage with which the topology information of the peer group to whom said origin node belongs, and the peer group who consists in the high order of the peer group concerned was stored. Based on the topology information stored in said store, it asks for the optimal root to the low order border node which belongs to the same peer group as this origin node from said origin node by performing show test pass first processing. It asks for the optimal root from the high order border node which belongs to the same peer group as said destination node, and constitutes the optimal root of said origin node and said destination node to said destination node by performing said show test pass first processing. By adding the up link which connects said low order border node and said high order border node to the optimal root in the low-ranking peer group who determined, and the optimal

root in the peer group of a high order. It is characterized by determining the optimal root from said origin node to said destination node.

[0015] A control device according to claim 1 or 3 specifies invention of claim 4 by performing decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node, when said origin node receives a setting demand of the connection for data transmission.

[0016] Invention of claim 5 is specified by a connection being set up according to the optimal root data held by said control unit, when a control unit according to claim 1 holds beforehand the optimal root data obtained by decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node and said origin node receives a setting demand of the connection for data transmission.

[0017] Invention of claim 6 is specified because it performs decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node when a control device according to claim 5 receives said topology information from said origin node and receives this topology information, and it updates said optimal root data with the result of this decision processing.

[0018] Invention of claim 7 is specified because a control unit according to claim 5 performs decision processing of the optimal root from said origin node to a destination node and updates said optimal root data with the result of this decision processing with a predetermined period.

[0019]

[Embodiment of the Invention] Hereafter, the operation gestalt of this invention is explained.

[Configuration of a PNNI hierarchical network] The outline of PNNI hierarchy network configuration is explained as a premise in explanation of an operation gestalt. This network structure is indicated by "The ATM Technical Committee "Private Network-Network Specification Interface v1.0" March 1996" at the detail.

<A logical node (logical node) and peer group (peer group)> Drawing 1 is the block diagram of the network system by this operation gestalt. The ATM network which has the hierarchical topology (network configuration) of the PNNI base as an example of a network system is shown in drawing 1. This ATM network serves as 11 ATM switches (henceforth a "switch") A11-A15, A21-A24, B1, and B-2 from three hierarchies and five peer groups PG (A1), PG (A2), and PG (B), PG (A), and PG (AB).

[0020] At PNNI, the grouping of two or more switches which constitute an ATM network is carried out hierarchical in the unit called a peer group. Each peer group is the set of the logical node (logic node) corresponding to level (hierarchy), and forms

the routing hierarchy of PNNI according to a recovery-layered structure.

[0021] A logical node is the base unit (switching point) of routing in PNNI, and consists of a low S trebel node (lowest level node) which is the abstract expression of a switch, and a logical group node (logical group node) which is an abstract expression of the peer group who consists in low order.

[0022] In the example shown in drawing 1, switches A11–A15, A21–A24, B1, and B-2 are equivalent to the above-mentioned low S trebel node, and grouping is carried out as peer groups PG (A1), PG (A2), and PG (B) of the lowest layer (the 3rd layer). That is, a peer group PG (A1) is formed by switches A11–A15, a peer group PG (A2) is formed by switches A21–A24, and the peer group PG (B) is formed of a switch B1 and B-2.

[0023] Each peer group who consists in a lower layer constitutes the logical group node contained in the peer group of the hierarchy of the arbitration which consists in the high order. That is, the logical group node A1 contained in the peer group PG (A) to whom the peer group PG (A1) who consists in the 3rd layer consists in the 2nd layer is constituted, and the logical group node A2 by which a peer group PG (A2) is contained in a peer group PG (A) consists of examples shown in drawing 1. Moreover, the peer group PG (A) who consists in the 2nd layer constitutes the logical group node of the peer group PG (AB) who consists in the 1st layer. And the peer group PG (B) who consists in the 3rd layer constitutes the logical group node of the peer group PG (AB) who consists in the maximum upper layer (the 1st layer).

[0024] Each logical node (a low S trebel node and logical group node) which forms one peer group has the same view about the topology of the peer group concerned by the flooding (flooding) mentioned later. Each logical node is connected by the logical link (logical link). Each logical link has metric (cost) one which is needed in case the link is used. Qualities of service (Quality of Service), such as for example, a need band, the constraint on network employment, etc. are included in metric one.

[0025] The logical node which has the logical link connected with the logical node which belongs to other peer groups among two or more logical nodes which form each peer group is called a border node (border node). The switches (low S trebel node) A14, A15, A21, A22, and B1 in the lowest layer constitute a border node from an example shown in drawing 1, for example.

[0026] Moreover, the logical link over two peer groups constitutes the up link (uplink) to a high order from low order, when it sees toward the peer group of a high order from a low-ranking peer group. The logical link which connects a switch A14 and a switch A22 constitutes the up link which connects the low S trebel node A14 (equivalent to a

low order border node), and the logical group node A2 (equivalent to a high order border node) from an example shown in drawing 1 , for example.

[0027] Moreover, any one logical node is chosen as a peer group reader (peer group leader) among the logical nodes which constitute each peer group. In the example shown in drawing 1 , a peer group's PG (A1) switch A13, a peer group's PG (A2) switch A23, a peer group's PG (B) switch B-2, etc. are chosen as a peer group reader, for example.

[0028] Each peer group reader functions also as a logical node of the peer group who consists in the high order while functioning as a logical node in the peer group concerned. That is, for example, a peer group's PG (A1) switch A13 functions as a peer group's PG (A) logical group node A1, and a peer group's PG (A) logical group node A2 (switch A23) functions as a peer group's PG (AB) logical group node A.

<Topology aggregation service (topology aggregation)> By PNNI, the processing called topology aggregation service is prescribed by mitigating network complexity that load up of the routing processing accompanying expansion of a network scale should be inhibited. Topology aggregation service is the processing which abstracts the peer group of the low order by the peer group of a high order, and processing which conceals the topology in each peer group to the exterior (other peer groups). There are link aggregation service (link aggregation) and node aggregation service (node aggregation) as topology aggregation service.

[0029] Link aggregation service collects the up link which connects the logical node of the peer group who consists in low order, and the same logical node in the peer group who consists in the high order to one logical link. For example, in drawing 1 , two logical links (the logical link which ties a switch A14 and a switch A21, and logical link which ties a switch A15 and a switch A21) which connect a peer group PG (A1) and a peer group PG (A2) are collected in a peer group PG (A) by one logical link which connects the logical group node A1 and the logical group node A2.

[0030] On the other hand, node aggregation service is simplified by collecting a low-ranking peer group's configuration. There are a simple NODORI presentation (simple node representation) which collects a peer group to one logical node, and a complex NODORI presentation (complex node representation) in node aggregation service. A complex NODORI presentation simplifies a peer group's configuration by expressing a peer group using the spoke (spork) which shows the logical connectivity (connectivity) between the nucleus (nucleus) and nucleus which show the interior of a peer group logically, and the port (port) which is an entrance to the exterior, and the bypass (bypass) which connects between ports directly.

[0031] Drawing 2 is drawing showing the example which simplified the peer group PG (A1) who showed drawing 1 by the complex NODORI presentation. As shown in drawing 2, switches A11-A15 are expressed as a nucleus, and the switches A14 and A15 which have the logical link where it connected with the exterior are expressed as a port. And between each port and nuclei is connected by the spoke, respectively, and between ports is connected with a bypass. Moreover, in a complex NODORI presentation, concentration of METORIKKUSU (cost) which a spoke and a bypass have is also performed.

[0032] Although chosen as arbitration for every peer group, the method of node aggregation service will be in the condition that the interior of the peer group concerned cannot recognize from other peer groups, when a simple NODORI presentation is adopted. For this reason, possibility that the optimal root within the peer group concerned will not be chosen, or a block will occur increases.

<Flooding> Flooding is the propagation mechanism (function) of the topology information in a peer group. Flooding is realized by the following processings. First, each logical node which constitutes a peer group exchanges a logical link information (link information: metric one on a link is included) between the logical nodes (adjacent node) which adjoin self. This is performed when each logical node exchanges "HELLO" Paquette between the adjacent node. By this, each logical node can know whether self and an adjacent node are connected by which logical link.

[0033] Next, each logical node sends out a message "PTSE (PNNI Topology State Element)" including all the link informations that connect self and an adjacent node to all the adjacent nodes connected with self. Each logical node sends out the "PTSE" to adjacent nodes other than the logical node which sent out the "PTSE", when "PTSE" is received from other logical nodes. When "PTSE" which takes for a logical node with each same logical node at this time is received two or more, "PTSE" which received later is discarded. Finally by performing this processing repeatedly, all the logical nodes in a peer group acquire the link information about all the logical nodes belonging to the peer group concerned. By this, the grasp of the topology (contiguity information on each logical node) of the peer group concerned of all the logical nodes in a peer group is attained.

[0034] Next, the peer group reader in each peer group performs topology aggregation service (the method is not asked) mentioned above. By this, a peer group reader creates "PTSE" as a high order peer group including a low order peer group's NODORI presentation which self generalizes. And a peer group reader sends out created "PTSE" to other logical nodes which constitute the peer group of a high order.

Other logical nodes in the peer group like besides give the "PTSE" concerned to other logical nodes in the peer group of the low order which self generalizes as a peer group reader in a low-ranking peer group, when "PTSE" in a high order peer group is received.

[0035] The logical node of each peer group who consists in the lowest layer as a result of the topology aggregation service mentioned above or flooding becomes possible [holding each data about the up link between the detailed topology of the peer group to whom self belongs, the topology to which the link aggregate of the peer group of a high order including the peer group to whom self belongs was carried out, the topology to which the node aggregate of the logical node contained in the peer group of a high order was carried out, and a hierarchy].

<Pass selection (path selection)> It roughly classifies into the routing technique of a data transmission path, and there are hop BAIHOPPU routing (hop by hop routing) and source routing (source routing) in it. Hop BAIHOPPU routing is the technique of performing routing processing independently in each node which consists in a routing path. A public network is easy to create the routing data which avoid generating of a loop formation. For this reason, generally hop BAIHOPPU routing is used for a public network.

[0036] the node by the side of ** from which source routing serves as a starting point of data on the other hand (source node: origin node) -- and (a near (transmission place) node: wearing destination node of data : destination node) -- up to -- it is the technique of determining the root. Source routing is used for PNNI. However, since it has the layered structure which the topology of the network by PNNI mentioned above, in PNNI, simple source routing as which a source node determines all the paths in a network is not performed.

[0037] Namely, based on the topology information (topology information acquired by the flooding mentioned above) to which self holds a source node, the root in the peer group of the high order to which self belongs to a detail about the root in a self-peer group is determined in the range of the topology information by which the aggregate was carried out. And it corresponds and also the detailed root in other peer groups is determined in the logical node (border node) which consists in a peer group's inlet port.

[0038] In PNNI, the decision approach of the concrete root was not specified but has taken the posture left to the side which implements. However, the technique of determining the root is shown to the appendix of the specification of PNNI by by performing SPF for the logical node by which the aggregate was carried out within the logical node in a self-peer group, and the peer group of a high order.

<SPF (Shortest Pass First algorithm)> As mentioned above, when source routing is adopted, processing which determines the optimal root from a source node to a destination node is performed. Root decision algorithm is performed in this processing. [0039] Each logical node (source node) which performs source routing holds the information on the logical node in the peer group to whom self belongs, and a high order peer group, and each logical link and the metric information about the logical link by the flooding mentioned above. Furthermore, when the logical group node in a high order peer group has adopted the complex NODORI presentation, the topology information and metric information are held. Such information is updated by sending out the message "PTSE" periodically mentioned above from each logical node. The optimal root is determined based on such information.

[0040] Here, it is SPF introduced by Dijkstra (Dijkstra) as a typical routing algorithm. This SPF is realized by the procedure explained below.

[0041] The set of the node as which the optimal root (the shortest root) is not determined among two or more nodes is set up with "U", and the set of the node as which the optimal root is already determined is set up with "V." In an initial state, only the source node is contained in "V" and all other nodes are contained in "U." Each node holds the number of an adjacent node, and metric one between adjacent nodes by the flooding mentioned above. Moreover, each node holds the number (reverse pass) of the adjacent node at the time of following the root concerned toward a source node side, when the root and its De Dis wardrobe (metric value required when the root concerned is chosen) between a source node and self are set up.

[0042] Next, the De Dis wardrobe between the adjacent nodes belonging to "U" is computed about each node belonging to "V." The De Dis wardrobe called for here is the value which added metric one on the link which connects the node belonging to this "V", and the adjacent node belonging to "U" to the De Dis wardrobe (De Dis wardrobe between the nodes and source nodes belonging to this "V") which the node belonging to "V" holds. This value is set up as a De Dis wardrobe of the adjacent node belonging to "U."

[0043] However, only when the De Dis wardrobe is already set up about the adjacent node belonging to "U" and the computed De Dis wardrobe is smaller than the set up De Dis wardrobe, it resets the De Dis wardrobe of the adjacent node belonging to the "U", and reverse pass is changed. Such processing is performed about all the nodes belonging to "V."

[0044] Next, although the De Dis wardrobe was set up among the nodes belonging to "U", a node with the smallest De Dis wardrobe is chosen from inside, and affiliation of

this node is changed into "V." Then, processing mentioned above is repeatedly performed until affiliation of all nodes is changed into "V."

[0045] Drawing 3 is the explanatory view showing the example of the routing processing by SPF mentioned above. Six nodes n1-n6 are shown in drawing 3 (a), and decision processing of the optimal root when a node n1 is made into a source node and each nodes n4-n6 are made into a destination node, respectively is shown in it.

[0046] A start of processing computes the De Dis wardrobe first, respectively about the node n1 belonging to "V", the node n2 which has the relation of the adjacent node belonging to "U", and a node n3. Since the De Dis wardrobe of a node n1 is "0" at this time, "3" which added metric "3" between the node n1-nodes n2 to the De Dis wardrobe "0" of a node n1 is set to a node n2 as a De Dis wardrobe. Similarly, "4" is set to a node n3 as a De Dis wardrobe (refer to drawing 3 (b)).

[0047] And the node number of a node n1 is set up as reverse pass of a node n2. Then, a node n2 is chosen as a node with the smallest De Dis wardrobe value set up among the nodes belonging to "U", and the affiliation is changed into "V." The optimal root from a source node to a node n2 is determined as "the node n1 → node n2" by this (refer to drawing 3 (c)).

[0048] Then, the De Dis wardrobe is set up, respectively about the nodes n3-n5 applicable to the adjacent node of the nodes n1 and n2 which belong to "V" among the nodes belonging to "U." That is, "4" which added metric "4" between the node n1-nodes n3 to the De Dis wardrobe "0" of a node n1 is set to a node n3 as a De Dis wardrobe. Moreover, "9" which added metric "6" between the node n3-nodes n4 to the De Dis wardrobe "3" of a node n3 is set to a node n4 as a De Dis wardrobe. Moreover, "10" which added metric "7" between the node n3-nodes n5 to the De Dis wardrobe "3" of a node n3 is set to a node n5 as a De Dis wardrobe (refer to drawing 3 (c)).

[0049] And the node number of a node n1 is set up as reverse pass of a node n3. Then, affiliation of the node n3 with the smallest De Dis wardrobe among nodes n3-n4 is changed into "V." The optimal root from a source node to a node n3 is determined as "the node n1 → node n3" by this (refer to drawing 3 (d)).

[0050] Then, the De Dis wardrobe is set up, respectively about the nodes n4-n6 applicable to the adjacent node of the nodes n1-n3 which belong to "V" among the nodes belonging to "U." That is, as a De Dis wardrobe of the adjacent node of a node n3, "9" is set as a node n4 and "10" is set as a node n5. Next, as a De Dis wardrobe of the adjacent node of a node n4, "9" is computed about a node n5 and "6" is computed about a node n6. Since the De Dis wardrobe "9" computed about the node

n5 at this time is smaller than "10" already set as the node n5, "9" resets the De Dis wardrobe of a node n5. And "6" is set to a node n6 as a De Dis wardrobe as it is.

[0051] According to a setup of the De Dis wardrobe mentioned above, the node number of a node n3 is set up as reverse pass of a node n4, it resets the node number of a node n4 as reverse pass of a node n5, and the node number of a node n4 is set up as reverse pass of a node n6. And affiliation of the node n6 with the smallest De Dis wardrobe among nodes n4-n6 is changed into "V", and the optimal root from the source node to the destination node slack node n6 is determined as "a node n1 → node n4 → node n6" (refer to drawing 3 (e)).

[0052] Then, same processing is performed to nodes n5 and n6 (refer to drawing 3 (e) and (f)), and, finally all affiliation of nodes n1-n6 is changed into "V" (refer to drawing 3 (g)). The De Dis wardrobe of a node n5 is set as "8" by this, the node number of a node n6 is set up as liver pass of a node n5, and the optimal root from the source node to the destination node slack node n5 is determined as "a node n1 → node n3 → node n6 → node n5." Moreover, the De Dis wardrobe of a node n4 is set as "9", the node number of a node n2 is set up as reverse pass of a node n4, and the optimal root from the source node to the destination node slack node n4 is determined as "a node n1 → node n2 → node n4."

[0053] In SPF mentioned above, the optimal root and the De Dis wardrobe are determined in order of a node with the small De Dis wardrobe by the processing which computes the De Dis wardrobe of the adjacent node belonging to "U", and the processing which chooses the smallest adjacent node of the De Dis wardrobe. When using for pre-KARIKYURESHON which mentioned this SPF above, routing count (decision of the optimal root) is performed about all the nodes belonging to a peer group.

[0054] Routing count will be ended, if it, on the other hand, determines the optimal root to a destination node and the becoming node in using for KARIKYURESHON on demand which mentioned SPF above. For example, in the example shown in drawing 3, when a destination node is a node n6, affiliation of a node n6 is changed into "V" and the optimal root from a node n1 to a node n6 is determined, processing by SPF is completed.

[0055] The above explanation is the network structure of PNNI specified by ATM Forum, and is the conventional technique.

[Network control unit] Next, the control unit in the ATM network mentioned above is explained. In the ATM network shown in drawing 1 to each switches A11-A15, A21-A24, B1, and B-2 The terminal unit used by the user of an ATM network For

example, (a personal computer, a workstation, server equipment), etc., Or LAN (Local Area Network) to which a terminal unit comes to gather is connected (however, terminal unit T3 connected with the terminal units T1 and T2 connected to the switch A11 at drawing 1 at switch B-2 illustration). And data transmission between terminal units is performed via an ATM network.

[0056] And the workstation (computer: equivalent to a network control device) which determines the optimal root at the time of the switch corresponding to self becoming a source node is connected to each switches A11-A15, A21-A24, B1, and B-2 due to 1:1 through the optical cable that this data transmission should be made to be performed smoothly (however, the workstation WS 1 connected to the switch A11 at drawing 1 illustration). Since each workstation has the same configuration, it explains a workstation WS 1 as an example.

[0057] Drawing 4 is the explanatory view of the workstation WS 1 shown in drawing 1 . Although a workstation WS 1 does not carry out illustration, it consists of RAM (Random Access Memory) which makes the working area of CPU and CPU which perform each control program stored in ROM (Read Only Memory) in which various kinds of control programs (software) were stored, and ROM, a communication link interface which manages the communications processing between switches, a store which stores the topology information on an ATM network (for example, RAM, a hard disk, a floppy disk, a magneto-optic disk, an optical disk, a magnetic tape, etc.).

[0058] And by performing the control program recorded on ROM which CPU which is not illustrated does not illustrate, as shown in drawing 4 , it functions as equipment equipped with a store 11, the resource Management Department 12, the protocol control section 13, and the routing control section 14.

[0059] The resource Management Department 12 has managed the empty resources (a circuit, the memory space of a switch, band, etc.) of a switch A11, and performs processing which judges whether the resource concerned is securable to the resource secured demand from the routing control section 14 here. The protocol control section 13 has managed the communications protocol, and performs analysis processing of the message which received from the switch A11, edit processing of a response message to the message, etc. The routing control section 14 performs processing which stores the topology information on an ATM network in a store 10, processing which determines the optimal root based on the topology information stored in the store 10, processing concerning a setting demand of a connection, etc. according to the protocol managed by the protocol control section 13.

[0060] Moreover, a workstation WS 1 can choose on-demand KARIKYURESHON pre

KARIKYURESHON mentioned above according to the setup by the manager, and can perform it. The instance which performs optimal root decision processing when the message "PTSE" which carried out (1) **** is received as pre KARIKYU rhe SHON Furthermore, a mold, (2) The periodic mold which performs optimal root decision processing whenever predetermined time passes (periodically), (3) The topology information (fixed information, such as network configuration) included in the "PTSE" when optimal root decision processing was performed periodically and "PTSE" was received is analyzed. It is selectable in which the mode of compromise mold ** which performs optimal root decision processing immediately when the contents have modification, and does not perform optimal root decision processing when only the dynamic information (for example, availability etc.) included in "PTSE" has modification.

[0061] Any of the flag in the four modes mentioned above judge whether it is "ON", and a workstation WS 1 performs optimal root decision processing according to the mode used as "ON."

[0062] The outline of the connection setting processing by the workstation WS 1 is as follows. That is, suppose that the connection setting demand (an origination address, a destination address, and QOS (quality of service) are included) sent out, for example from the terminal unit T1 was received by the switch A11. This connection setting demand is given to a workstation WS 1. Then, the protocol control section 13 of a workstation WS 1 analyzes the connection setting demand which received from the switch A11, and gives an origination address, a destination address, and QOS to the routing control section 14.

[0063] Then, the routing control section 14 determines the optimal root from a source node (switch A11) to a destination node (switch which held the terminal unit corresponding to a destination address). When the mode is KARIKYURESHON on demand at this time, the routing control section 14 is based on the topology information stored in PTSE registration table 11a of a store 10, and actually chooses and determines the optimal root from a source node to a destination node.

[0064] On the other hand, when the mode is pre-KARIKYURESHON, a destination address and the corresponding data of the optimal root about a destination node are detected among the data of two or more optimal roots stored in routing table 11b of a store 10, and the optimal root concerning this data is chosen and determined.

[0065] Then, the routing control section 14 gives the resource Management Department 12 the use demand of a resource required to set up a connection according to the determined optimal root. Then, when it can be judged and secured

whether the resource according to a use demand is securable, the resource Management Department 12 returns that ("O.K.") to the routing control section 14, and when that is not right, it terminates connection setting processing.

[0066] Then, the resource Management Department 12 sends out the connection instruction (the close line number and the appearance line number are included) of the circuit between a terminal unit T1 and a switch A11 to a switch A11. The connection of a terminal unit T1 and a switch A11 is set up by this. On the other hand, the routing control section 14 gives the data of the optimal root which self chose to the protocol control section 14, when "O.K." is received from the resource Management Department 12.

[0067] Then, according to the protocol which self manages, the protocol control section 14 edits the message (the optimal root data (A13, A15 ..), a destination address, and QOS are included) of a connection setting demand, and sends it out towards a switch A11. This message is given to the workstation WS 2 connected to the following switch (node : here switch A13) according to the optimal root data.

[0068] By workstation W2, decision processing of the optimal root is not performed, but while the connection between a switch A11 and a switch A13 is set up according to the optimal root data contained in the message, a connection setting demand message is transmitted to the following switch (here switch A15).

[0069] It is carried out until it results in the switch with which such actuation (processing) corresponds to a destination node, and finally the connection between the between from a source node to a destination node and a destination node, and the terminal unit corresponding to a destination address is set up. Therefore, the connection (call) who wore with the terminal unit by the side of **, and passed through the optimal root between near terminal units is established. Then, data communication is performed between equipment in the end of both ends.

<Topology information creation processing> Here, topology information creation processing of the ATM network by the workstation WS 1 is explained as a premise for a workstation WS 1 to perform optimal root decision processing. However, for explanation, it shall have the topology to which the ATM network connected the low-ranking peer group PG (X, Y) and the peer group PG of a high order (X) with three up links (D-H, E-I, F-G) as shown in drawing 5 , and the logical node A shown in drawing 5 shall be equivalent to the switch A11 shown in drawing 1 .

[0070] A workstation WS 1 receives "PTSE" transmitted from other switches through Switch A by the flooding mentioned above. When this "PTSE" is received, the routing control section 14 extracts topology information (each data of the transmitting node

of "PTSE", the adjacent node in a peer group, and the adjacent node besides a peer group) from "PTSE", and stores in PTSE registration table 11a created in the store 10. [0071] Drawing 6 is drawing showing PTSE registration table 11a created by the store 10 of the workstation WS 1 shown in drawing 5. As shown in drawing 6, the data of the adjacent node in the peer group concerning each transmitting node or the adjacent node besides a peer group are stored with the De Dis wardrobe (metric) from each transmitting node.

[0072] In addition, "PTSE" from each transmitting node is asynchronous to a workstation WS 1, and is received to it. And by workstation WS 1, whenever "PTSE" is received, the contents of PTSE registration table 11a are updated.

[Optimal root decision processing] Next, the optimal root decision processing by the workstation WS 1 is explained. The routing control section 14 of a workstation WS 1 performs processing explained below in the case of optimal root decision processing. <KARIKYURESHON case on demand> The optimal root decision processing in KARIKYURESHON on demand is explained first. However, in order to simplify explanation, the optimal routing processing about the network shown in drawing 5 is explained as an example.

[0073] The routing control section 14 (refer to drawing 4) of the workstation WS 1 shown in drawing 5 receives the connection setting demand which makes for example, a source node the logical node (only henceforth a "node") A, and makes a destination node Node L.

[0074] Then, based on the topology information stored in the PTSE registration table 14 of a store 10, the routing control section 14 makes Node A an origin node (source node), and asks for it by performing SPF which mentioned above each optimal root and its De Dis wardrobe (cost: metric) from this origin node to each border node (nodes D-F) of a peer group PG (X, Y).

[0075] Then, the routing control section 14 adds metric one of the up link which corresponds to the optimal root and its De Dis wardrobe of each node D-F from Node A. By this, the optimal root and its De Dis wardrobe from [from Node A to Node H] Node A to Node I are called for from Node A to Node G. The routing control section 14 chooses what has the smallest value of the De Dis wardrobe from the optimal roots for which it asked. In the example shown in drawing 5, the optimal root from Node A to Node I is chosen.

[0076] Then, the routing control section 14 asks for the optimal root and its De Dis wardrobe to the node I which belongs to a peer group PG (X) from this origin with the node L as the starting point which is a destination node by performing SPF, as shown

in drawing 7 . And the routing control section 14 ends SPF, when the optimal root from Node L to Node I is determined during activation of SPF.

[0077] And the optimal root from Node A to Node L is determined by combining the optimal root from Node A to Node I, and the optimal root from Node I to Node L. In the example shown in drawing 5 , as shown in drawing 8 , the root of "node A→ node C→ node F→ node E→ node I→ node K→ node L" is determined as the optimal root. The above processing is called DRC (Dijkstra's algorithm and Reverse Concatenation).

Then, according to the determined optimal root, the connection from Node A to Node L is set up.

[0078] Thus, the routing control section 14 determines the high order border node (at the example shown in drawing 5 , it is Node I) which constitutes this optimal root by determining the optimal root (node A-node I) from a source node to the high order border node in the high order peer group PG (X). Then, the routing control section 14 asks for the optimal root using SPF from Node L to Node I with the destination node slack node L as the starting point, and when the optimal root concerned is determined, it ends SPF.

[0079] That is, in the high order peer group PG (X), the routing control section 14 will not ask for each optimal root about other nodes (nodes G, H, J, and K) on the basis of Node L, if the optimal root from Node A to Node L is called for. Therefore, the computational complexity of the optimal root from Node A to Node L can be decreased, and a high speed can be asked for the optimal root from Node A to Node L.

[0080] Moreover, the routing control section 14 performs the following processings according to a setup in the optimal root decision of Node A to the node L shown in drawing 5 . Namely, based on the topology information stored in PTSE registration table 11a, the routing control section 14 makes Node A an origin node, and asks for it by performing SPF which mentioned above each optimal root and its De Dis wardrobe from this origin node to each border node (nodes D-F) of a peer group PG (X, Y).

[0081] Next, the routing control section 14 calculates the value adding metric one of the up link applicable to the De Dis wardrobe of each determined optimal root based on the topology information stored in PTSE registration table 11a. That is, the routing control section 14 calculates the value which added metric one of up link D-H to the De Dis wardrobe of the optimal root from Node A to Node D, and calculates the value which added metric one of up link E-I to the De Dis wardrobe of the optimal root from Node A to Node E. Moreover, the routing control section 14 calculates the value which added metric one of up link F-G to the De Dis wardrobe of the optimal root between Nodes F from Node A, and added metric one of up link F-G to the De Dis

wardrobe of the optimal root between Nodes F from Node A.

[0082] Next, the routing control section 14 assumes, respectively that it is the link which has metric one of the value which asked for the optimal root from the optimal root from the optimal root from Node A to Node G, and Node A to Node H, and Node A to Root I by the above-mentioned processing. By this, as shown in drawing 10 , a peer group PG (X, Y) and a peer group PG (X) can be considered to be one peer group.

[0083] Therefore, the routing control section 14 performs SPF which makes Node A a source node and makes Node L a destination node about the peer group who shows drawing 10 . By this, the optimal root and its De Dis wardrobe are called for from Node A to Node L. The above processing is called DOC (Dijkstra's algorithm and Overriding Concatenation).

[0084] Since according to this DOC decision processing of the optimal root is performed, assuming this high order peer group and the peer group who consists in that low order to be one simplified peer group when performing routing in a high order peer group, the computational complexity which the optimal root decision takes can be decreased, and routing processing can be performed at a high speed.

[0085] Although the above explanation is the case where peer groups are two hierarchies, the following processings are performed when a peer group is three or more hierarchies. For example, as shown in drawing 11 (a), it shall have four layered structures which an ATM network becomes from peer groups PG (X, Y, X, W), PG (X, Y, Z), PG (X, Y), and PG (X). And it shall ask for the optimal root to the destination node which belongs to the peer group PG of the maximum upper layer (X) from the source node belonging to the peer group PG of the lowest layer (X, Y, Z, W).

[0086] In this case, the routing control section 14 performs DOC like the above first. The link from the source node belonging to a peer group PG (X, Y, Z, W) to each high order border node (border node connected through the peer group and up link which consist in low order) of a peer group PG (X, Y, Z) is assumed by this (refer to drawing 11 (b)). A peer group PG (X, Y, Z, W) and a peer group PG (X, Y, Z) are considered to be one peer group.

[0087] The routing control section 14 performs SPF on the basis of a source node about the peer group considered to be this one. By this, the optimal root and its De Dis wardrobe to each low order border node (border node connected through the up link with the high order peer group) which belongs to a peer group PG (X, Y, Z) from a source node are called for (refer to drawing 12 (a)).

[0088] If it performs also about the peer group PG (X, Y) who shows the processing mentioned above to drawing 12 (a), as shown in drawing 12 (b) Peer groups PG (X, Y, Z,

W), PG (X, Y, Z), and PG (X, Y) It consists of a source node belonging to a peer group PG (X, Y, Z, W), and two low order border nodes belonging to a peer group PG (X, Y). And each low order border node and a source node can consider one peer group connected by the link which has the De Dis wardrobe of the optimal root so far, respectively. That is, it can be considered that the ATM network shown in drawing 11 (a) consists of two peer groups.

[0089] Then, the routing control section 14 performs DRC mentioned above about these two peer groups. By this, the optimal root to a source node and the destination node belonging to a peer group PG (X) is called for. Thus, when DOC is performed and a peer group is set to two until a peer group is set to two, "DOC+DRC" is written. [the processing which performs DRC]

[0090] In addition, when the peer group who shows drawing 11 (a) comes to be considered to be two, it asks for the optimal root from a source node to a destination node by performing DOC to a peer group PG (X). <Case of pre KARIKYU rhe SHON> Next, the optimal root decision processing in pre KARIKYU rhe SHON is explained. The routing control section 14 of a workstation WS 1 starts optimal root decision processing, when the timer which received "PTSE" and which is not case [a timer] (an instant mold, compromise mold) or illustrated clocks predetermined time (a periodic mold, compromise mold). However, when starting decision processing by receiving "PTSE", decision processing is started after updating PTSE registration table 11a with the topology information included in "PTSE."

[0091] The routing control section 14 carries out optimal root decision processing to a pre-KARIKYURESHON case irrespective of a peer group's number of hierarchies using DOC. The case where optimal root decision processing in which the routing control section 14 of a workstation WS 1 makes Node A a source node is performed as an example in the network shown in drawing 5 is explained.

[0092] First, the routing control section 14 performs SPF on the basis of Node A about a peer group PG (X, Y). By activation of this SPF, the optimal root and its De Dis wardrobe from Node A to each node B-F are called for.

[0093] Next, the routing control section 14 stores each optimal root and the De Dis wardrobe from Node A to each node B-F which were obtained by activation of SPF in pre-KARIKYURESHON routing table (henceforth "routing table") 11b created by the store 10, respectively (refer to drawing 9).

[0094] Next, the routing control section 14 is based on the topology information stored in PTSE registration table 11a, and calculates the value adding metric one of the up link applicable to the De Dis wardrobe of each optimal root between the node

A-nodes D, between the node A-nodes E, and between the node A-nodes F.

[0095] That is, the routing control section 14 calculates the value which added metric one of up link D-H to the De Dis wardrobe of the optimal root between the node A-nodes D, calculates the value which added metric one of up link E-I to the De Dis wardrobe of the optimal root between the node A-nodes E, and calculates the value which added metric one of up link F-G to the De Dis wardrobe of the optimal root between the node A-nodes F.

[0096] Next, the routing control section 14 assumes, respectively that it is the link which has metric one of the value which asked for the optimal root from the optimal root from the optimal root from Node A to Node G, and Node A to Node H, and Node A to Root I by the above-mentioned processing. As shown in drawing 10, a legal fiction is carried out to one peer group by whom the peer group PG (X, Y) and the peer group PG (X) were simplified by this.

[0097] Therefore, the routing control section 14 performs SPF on the basis of Node A about the peer group who shows drawing 10. By this, each optimal root of a between and its De Dis wardrobe are called for from Node A to node G-L.

[0098] And the routing control section 14 stores in routing table 11b the optimal root for which it asked by the above-mentioned processing, and its De Dis wardrobe (refer to drawing 9). The data of the optimal root to all node B-L of the others at the time of making Node A into a source node are stored in routing table 11b by this.

[0099] Then, when a setting demand of the connection to whom a workstation WS 1 makes Node A a source node is received, the routing control section 14 specifies a destination node based on the destination address contained in the setting demand, and reads the optimal root corresponding to a destination node from routing table 11b. And a connection is set up according to this optimal root. [Concrete processing in an ATM network] Next, in the ATM network shown in drawing 1, the connection setting processing which makes a switch A11 a source node is explained. However, as a premise, peer groups PG (A1) and PG (A) and the topology information on PG (AB) are stored in PTSE registration table 11a of the store 10 of a workstation WS 1, and each switches (node) A11-A15 of a peer group PG (A1) have the view shown in drawing 13, respectively by this.

[0100] First, the case where the mode is KARIKYURESHON on demand is explained. For example, suppose that the connection setting demand for data transmission was sent out from the terminal unit T1 to the switch A11. The address of the terminal unit T1 which is an origination address, the address of terminal unit T3 which is a destination address, and QOS shall be contained in this connection setting demand.

[0101] The connection setting demand sent out from the terminal unit T1 is received to a workstation WS 1 through a switch A11. Then, the routing control section 14 performs optimal root decision processing based on the topology information (peer groups PG (A1) and PG (A), topology information on PG (AB)) stored in the PTSE registration table 13. That is, the routing control section 14 sets up a destination node with the node B belonging to PG (AB) according to a destination address, and asks for the optimal root from the source node slack switch A11 to Node B.

[0102] First, the routing control section 14 asks for each optimal root and its De Dis wardrobe from the switch A11 to the switches A14 and A15 which are low order border nodes by performing SPF by making a switch A11 into a source node about a peer group PG (A1).

[0103] Then, the routing control section 14 asks for the optimal root from the source node slack switch A11 to a node A2 by adding metric one of the up link which connects a switch A14 and a node A2 (switch A23) to the optimal root and its De Dis wardrobe from a switch A11 to a switch A14.

[0104] Then, the routing control section 14 asks for the optimal root from the source node slack switch A11 to a node A2 by adding metric one of the up link which connects a switch A15 and a node A2 to the optimal root and its De Dis wardrobe from a switch A11 to a switch A15.

[0105] Then, it judges whether the routing control section 14 can pinpoint the optimal root in a peer group PG (A) only from the contents of storing of PTSE registration table 11a (topology information). When the routing control section 14 cannot pinpoint the optimal root at this time, activation, i.e., DOC, is performed for SPF about the peer group who summarized the peer group PG (A1) and the peer group PG (A), and DOC is not performed when that is not right.

[0106] Here, the node A2 shown in drawing 1 is a node which serves as an origin of the optimal root by the peer group PG (A), and is a high order border node. This information can be specified from the contents of storing of PTSE registration table 11a. For this reason, the routing control section 14 does not perform DOC.

[0107] Then, the routing control section 14 adds metric one of the up link which connects a node A2 and Node B to each optimal root and the De Dis wardrobe from a switch A11 to a node A2. The optimal root from a switch A11 to Node B is determined by this.

[0108] About the peer group PG (AB) of the maximum upper layer (Top), since the node B used as an origin is a destination node, the optimal root can be pinpointed from topology information. For this reason, routing processing in a peer group PG (AB) is

not performed. However, when many nodes belong to a peer group PG (AB) and complicated topology is formed, the routing control section 14 performs routing in a peer group PG (AB) by performing DOC or DRC mentioned above.

[0109] And the routing control section 14 chooses as the optimal root what has the small De Dis wardrobe among the two optimal roots (root which passes through a switch A14, and root which passes through a switch A15) obtained by the processing so far. The root of "switch A11 → switch A13 → switch A14 → node A2 → node B" is determined as the optimal root by this.

[0110] Then, from a workstation WS 1, the data of the optimal root, a destination address, and the connection setting demand containing QOS are transmitted to a switch A13 by the protocol control section 13 through a switch A11.

[0111] The workstation WS 2 (refer to drawing 4) assigned to the switch A13 transmits a connection setting demand to a switch A14 according to the data of the optimal root. The workstation (not shown) connected to the switch A14 transmits a connection setting demand to a switch A22 according to the data of the optimal root included in the setting demand.

[0112] If a connection setting demand is received, the workstation (not shown) assigned to the switch A22 will make a switch A22 a source node, and will perform SPF by making into a destination node the switch A23 which is a peer group's PG (A2) border node. The optimal root (switch A22 → for example, "switch A23") to the switch A23 from a switch A22 is determined by this. Then, the workstation concerned transmits a connection setting demand according to the determined optimal root. That is, a connection setting demand is transmitted to a switch A23.

[0113] The workstation (not shown) assigned to the switch A23 will transmit a connection setting demand to a switch B1 according to the optimal root data, if a connection setting demand is received. Then, the workstation (not shown) assigned to the switch B1 performs SPF within a peer group PG (B). The optimal root is determined as "switch B1 → switch B-2" by this.

[0114] Then, a connection setting demand is transmitted to switch B-2 from a switch B1. And from the destination address contained in the setting demand, the workstation (not shown) assigned to switch B-2 recognizes it as switch B-2 having held terminal unit T3, and gives a connection setting demand to terminal unit T3 according to this.

[0115] Thus, between each switch is transmitted to a connection setting demand through the optimal root determined by workstation WS 1 assigned to the switch A11. And a setup of a connection is performed between the switches which transmitted

and received the connection setting demand, and, finally the connection who passes through the optimal root between a terminal unit T1 and terminal unit T3 is set up.

[0116] In addition, in pre-KARIKYURESHON (the exception of a mold, a periodic mold, and a compromise mold is not asked instantly), the optimal root data from the switch A11 stored in routing table 11b to Node B are detected, it differs in that the root by this data is determined as the optimal root, and the workstation WS 1 of other processings is the same as that of KARIKYURESHON on demand. For this reason, explanation is omitted.

[Graph theory-consideration of the network layered structure of PNNI] It is thought that it is natural that the network in a peer group constitutes the network between peer groups in a non-dense densely as for the network hierarchized by the peer group. So, in the following explanation, the topology in a peer group is mesh (mesh), i.e., link several $m = O(n^2)$, and the number of links between peer groups is assumed to be what consists of $m = O(n)$. Moreover, logical node several n of each hierarchy's PG assumes that it is distributed equally.

[0117] Hereafter, μ shows [the number of logical nodes in each peer group] the number of up links between m and a hierarchy for the number of links in n and a hierarchy. The network of each hierarchy with the complexity of $m = O(n^2)$ is connected with the up link of the $\mu = O(n)$ book of the adjoining hierarchy, and the topology of the whole network which is visible from a source node is a gestalt in which the up link over a small number of hierarchy exists further.

[0118] In the above-mentioned ATM network, each up link is treated as a link of the one direction from a peer group to the low-ranking peer group of a high order. The root between two in a peer group with this same is made in order to prepare constraint of solving within the peer group. It is because the peer group is based per management of a node, so it is desirable to control so that traffic which detours between peer groups serves as min.

[0119] Hereafter, in order for the order of count to estimate the computational complexity of the algorithm which it cannot finish catching, absolute computational complexity is expressed with $\tau(A, N, P)$. The number of nodes in a peer group [in / can be in "A" here and / in the class of algorithm and "N" / each hierarchy] and "P" show the network number of hierarchies, and $\tau(A, N, P)$ is the computation time (the worst value) at the time of performing root count to the graph (what developed the network topology at the flat surface) of P hierarchy of the node of N individual using an algorithm.

[0120] The computation time (the worst value) at the time of using KARIKYURESHON

on demand about P hierarchy's ATM network (it differing from the ATM network shown in drawing 1) is as follows.

[0121]

$\tau(\text{SPF}, N, P) = a p^2 n^2$ $\tau(\text{DOC}+\text{DRC}, N, P) = a n^2 + (p-2) c m u + a(p-2)(n+1)$
 $2 + a n^2 + b m u = a p n^2 + (2 a p - 4 a) n + p c m u - 2 c m u + a p - 2 a + b m u$ $\tau(\text{DOC}, N, P) = a n^2 + (p-1)$
 $c m u + a^2 (p-1)(n+1)$ a, b, and c in $= a p n^2 + (2 a p - 2 a) n + a p - a + p c m u - c m u$, however the above-mentioned formula are a proportionality constant.

[0122] If it assumes that they are $\mu=0.2n$, $b=4a$, and $c=4a$, here $\tau(\text{DOC}+\text{DRC}, N, P) = a p n^2 + (2.8 a p - 4.8 a) n + a p - 2 a$ $\tau(\text{DOC}, N, P)$ At the time of $= a p n^2 + (2.8 a p - 2.8 a) n + a p - a$ therefore $n=5$, and $p=5$ $\tau(\text{SPF}, N, P) = 625 a$ $\tau(\text{DOC}+\text{DRC}, N, P) = 174 a$ $\tau(\text{DOC}, N, P)$ It is set to $= 185 a$. When it becomes 27.8% at the time of asking for the optimal root of the source node and destination node which belong to the peer group from whom the worst value differs using SPF when DOC+DRC is used from this and DOC is used, it becomes 29.6% at the time of asking for the optimal root of the source node and destination node belonging to the peer group from whom the worst value differs using SPF. Moreover, it is $\tau(\text{SPF}, N, P)$ at the time of $n=10$ and $p=10$. $= 10000 a$ $\tau(\text{DOC}+\text{DRC}, N, P) = 1240 a$ $\tau(\text{DOC}, N, P)$ It is set to $= 1261 a$. When it becomes 12.4% of the worst value at the time of asking for the optimal root of the source node and destination node which belong to the peer group from whom the worst value differs using SPF when DOC+DRC is used from this and DOC is used, it becomes 12.6% of the worst value at the time of asking for the optimal root of the source node and destination node belonging to the peer group from whom the worst value differs using SPF. Therefore, if node severaln and the number p of hierarchies increase, the count effectiveness of DOC+DRC or DOC will increase indeed.

[0123] Each worst value of $\tau(\text{SPF}, N, P)$ and $\tau(\text{DOC}, N, P)$ which can be set in this case on the other hand although it is the case where pre-KARIKYURESHON is used is the same as the above-mentioned value. Therefore, if DOC is used, the exception of KARIKYURESHON on demand and pre-KARIKYURESHON is not asked, but the computation time of the optimal root can be shortened.

[0124] In addition, although this invention is applicable about the PNNI network which does not fill two assumptions adopted by this consideration, when a network fills two assumptions, desirable count effectiveness is acquired.

[0125] As explained above, in pre KARIKYU rhe SHON, the workstation WS 1 (refer to drawing 1 and drawing 4) in this operation gestalt uses DOC for a KARIKYURESHON case on demand using DRC, DOC, or DOC+DRC in decision processing (calculation processing) of the optimal root from a source node to a destination node. For this

reason, the computational complexity which decision processing of the optimal root takes can be decreased, and that computation time can be shortened.

[0126] Since it is avoidable that too much load is applied to CPU of a workstation WS 1 with this, routing processing in an ATM network can be performed smoothly. Therefore, the failures (delay of data etc.) which consider processing delay in a workstation WS 1 as a cause can be avoided, and data transmission in an ATM network can be performed proper.

[0127]

[Effect of the Invention] Since the time amount which routing processing takes compared with the former can be shortened according to the control device of the network by this invention, routing processing can be performed more early. For this reason, the failure based on delay of routing processing can be eliminated, and data transmission in a network can be performed proper.

[Translation done.]